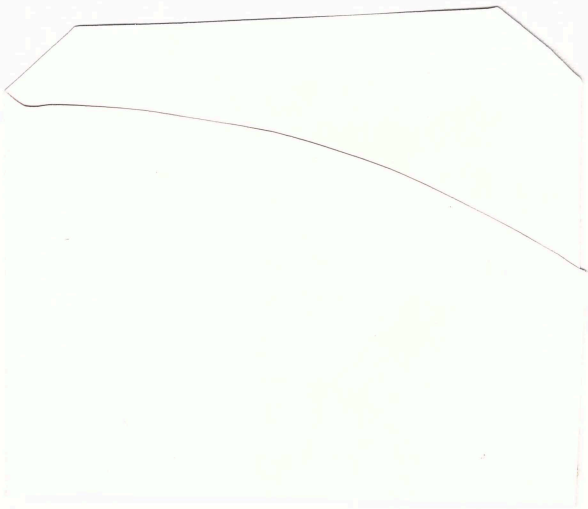
В. Н. ЧЕТВЕРИКОВ

ПРЕОБРАЗОВАНИЕ И ПЕРЕДАЧА ИНФОРМАЦИИ В АСУ

В. Н. ЧЕТВЕРИКОВ

ПРЕОБРАЗОВАНИЕ И ПЕРЕДАЧА ИНФОРМАЦИИ В АСУ

ПРЕОБРАЗОВАНИЕ И ПЕРЕДАЧА ИНФОРМАЦИИ В АСУ



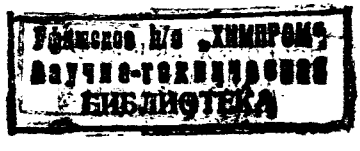
681.3
4-52

В. Н. ЧЕТВЕРИКОВ

ПРЕОБРАЗОВАНИЕ И ПЕРЕДАЧА ИНФОРМАЦИИ В АСУ

Допущено Министерством
высшего и среднего
специального образования СССР
в качестве учебника
для студентов высших учебных заведений,
обучающихся по специальности
«Автоматизированные системы управления»

54697



МОСКВА «ВЫСШАЯ ШКОЛА» 1974

6Ф7.3
Ч-52
УДК 681.323(0.75.8)

Рецензенты:

кафедра вычислительной техники Московского института электронной техники и проф. К. А. Санников

Четвериков В. Н.

Ч-52 Преобразование и передача информации в АСУ. Учебник для вузов. М., «Высш. школа», 1974.
320 с. с ил.

В учебнике излагаются основные сведения о кодах и кодировании, методах и средствах преобразования, передачи, подготовки, ввода и вывода информации в автоматизированных системах управления, построенных на основе использования электронных цифровых вычислительных машин.

Основное внимание уделяется системам и устройствам, используемым человеком для преобразования и передачи данных, оформленных в виде некоторого документа. Даются сведения об автоматическом аналого-цифровом преобразовании параметров, вырабатываемых источником в виде непрерывных сигналов, а также цифро-аналоговом преобразовании.

Предназначается для студентов, специализирующихся по автоматизированным системам управления, а также может быть полезен инженерно-техническим работникам, работающим в области технических средств АСУ.

Ч $\frac{30501-213}{001(01)-74}$ 127—74 6Ф7.3

© Издательство «Высшая школа», 1974

ПРЕДИСЛОВИЕ

При разработке автоматизированных систем управления (АСУ) существенное внимание уделяют организации и техническим средствам сбора, первичного преобразования и передачи информации от источников к получателю. Обобщенно все эти устройства называют периферийными (внешними) по отношению к вычислительной машине. От совершенства периферийных устройств во многом зависит успех двусторонней связи между человеком и ЦВМ в человеко-машинных системах, какими являются АСУ. Поэтому в учебнике существенное внимание уделено устройствам, выполняющим функции связующего звена между человеком и машиной. С помощью этих устройств можно собирать и вводить исходные данные и программы, необходимые для решения задачи, получать соответствующие результаты и обращаться к машине с различными запросами.

В общем случае в АСУ может использоваться и информация о ходе производственного процесса от автоматических датчиков. Если датчики вырабатывают аналоговые сигналы, т. е. сигналы, непрерывно изменяющиеся на некотором интервале времени, то возникает задача их предварительного преобразования в цифровой код, а при использовании результатов вычисления для управления объектом — обратное преобразование цифрового кода в аналоговый сигнал. Этим вопросам посвящены заключительные главы учебника.

При удаленности абонентов от вычислительной машины в территориально разнесенных АСУ широко используют системы передачи данных по различным каналам связи. Сами физические каналы связи в книге не рассматриваются, однако информационным аспектам передачи отведены специальные главы.

Учебник написан по материалам лекций, прочитанных автором в МВТУ им. Баумана.

Автор благодарен коллективу кафедры «Вычислительная техника» Московского института электронной техники и докт. техн. наук, профессору К. А. Санникову, взявших на себя труд по рецензированию учебника и сделавших весьма ценные замечания по его улучшению, а также В. Н. Кононыхину, В. А. Галкину, А. Е. Осьминину и Г. И. Ревункову за помощь, оказанную при подготовке отдельных параграфов книги.

Автор будет признателен за все критические замечания по содержанию книги, которые следует направлять по адресу: *Москва, К-51, Неглинная ул., д. 29/14, издательство «Высшая школа».*

Автор

ГЛАВА 1

ИНФОРМАЦИЯ И ЕЕ МЕРА

§ 1.1. ФОРМА ПРЕДСТАВЛЕНИЯ ИНФОРМАЦИИ

Под информацией понимают любые сведения о каком-либо событии (объекте). Понятие информации в кибернетике родственно понятию отражения, рассматриваемому в диалектическом материализме. Свойство отражения присуще не только объектам, но и процессу и заключается в том, что между состояниями взаимодействующих объектов существует определенная связь. Но философию прежде всего интересуют качественные различия между типами отражения, а кибернетику — количественные описания.

Поэтому имеются ли в виду, например, соответствия между ощущениями и реальностью или положением стрелки вольтметра и напряжением на его клеммах, в подобных ситуациях один объект отражает другой, один объект содержит информацию о другом. На основании этого можно сказать, что *информация* есть отражение одного объекта другим, проявляющееся при наличии соответствия их состояний. Один объект может быть отражен несколькими другими объектами (из них одними лучше, а другими хуже).

Информацию, фиксированную в определенной форме, называют *сообщением*. Сообщение может иметь самое различное содержание, но независимо от этого всегда отображается в виде сигнала (электрического, звукового, светового и др.).

Формирование любого сигнала связано с передачей сообщения от отправителя (источника) к получателю (приемнику), которые в общем случае разделены пространством и временем. Поэтому *сигнал* можно характеризовать как средство перенесения информации в пространстве и времени. Однако данное определение сигнала, будучи связанным с его служебной стороной, не учитывает строения последнего как объекта исследования.

Анализ любых ситуаций, в которых участвует сигнал, приводит к выводу о том, что, хотя сигнал всегда и связан с материальным объектом, большинство конкретных свойств этого объекта несущественно. [При ознакомлении с содержанием печатного текста неважно, например, какого сорта чернила или бумага; различие текстов (сигналов) в первую очередь определяется по различию написаний, т. е. состояний объекта]. Следовательно, можно сказать, что в качестве сигналов используются не сами объекты, а их состояния. Образование сигнала

происходит за счет изменения состояния объекта. Для соответствия между сообщением и сигналом, т. е. возможностью извлечения сообщения из полученного сигнала, последний должен формироваться по определенным правилам. Построение сигнала по определенным правилам называют *кодированием*.

Отвлекаясь от физической сущности сигнала, отметим, что в процессе передачи информации от источника к потребителю возникает ряд задач, связанных с ее преобразованием как для удобства обработки, так и для удобства передачи. Рассмотрим это на примере.

Пусть некоторый источник вырабатывает сообщения в виде кодовых комбинаций (слов), состоящих из букв (цифр) определенного алфавита. Число элементов в алфавите обозначим буквой l. Тогда каждое сообщение a из множества A может быть представлено в виде последовательности элементов x множества X. Преобразование сообщения в сигнал при таком его расчленении на элементарные сообщения существенно упрощается. Вместо составления длинного (в общем случае даже бесконечного) словаря, устанавливающего взаимосвязь между сообщениями множества A и сигналами, достаточно установить однозначную взаимосвязь сигналов с ограниченным числом элементарных сообщений x множества X. Необходимое количество сигналов для представления таких элементарных сообщений очевидно будет определяться числом l букв (цифр) алфавита.

Таким образом, каждое сообщение a из множества A может быть представлено в виде последовательности $a = (x_1, x_2, \ldots, x_n)$, где n — длина сообщения (разрядность).

Для передачи сообщения a, представленного в виде элементарных сообщений x_i, в канал связи поочередно посылаются сигналы $z_i(t)$.

На практике объем l алфавита X может быть достаточно большим (цифр десятичной системы — десять, букв русского алфавита — 32), поэтому вводят дополнительное преобразование — кодирование, которое заключается в переходе от алфавита X объемом l к алфавиту Y объемом m ($m < l$). Такое кодирование позволяет поставить в соответствие каждой букве x некоторую последовательность символов y.

Под термином «кодирование» в широком смысле понимают преобразование сообщения в сигнал, а в узком смысле — отображение дискретных сообщений последовательностью заранее выбранных символов.

Уменьшение числа букв (цифр) алфавита влечет за собой уменьшение количества видов используемых для их передачи сигналов $z_i(t)$ и снижение ограничений, накладываемых на длительность каждого из этих сигналов. В результате организация передачи упрощается.

Для надежного перенесения информации в пространстве и времени используемые сигналы должны быть устойчивы по отношению к изменению времени или положения в пространстве. Количественные характеристики устойчивости определяются конкретными условиями использования сигнала. С точки зрения устойчивости все сигналы можно разделить на статические и динамические.

Статическими сигналами называют такие сигналы, в качестве которых используют устойчивые стабильные состояния физических объ-

ектов (печатный текст, состояние триггера, регистра цифрового устройства, положение механического элемента и т. п.).

Динамическими сигналами называют такие сигналы, в качестве которых используют состояния физических объектов, изменяемые во времени (изменения состояний электромагнитного поля, электрических параметров, звуковые сигналы и т. п.).

Динамические сигналы применяют преимущественно для передачи информации, а статические сигналы — для ее хранения. Но такое распределение функций не обязательно, т. е. динамический сигнал может использоваться для хранения информации, а статический — для ее передачи.

По структуре сигналы подразделяют на непрерывные и дискретные как по аргументу, так и по значению функции. Сигнал называют *непрерывным*, если множество возможных значений параметра образует непрерывную последовательность (непрерывно изменяющиеся значения электрических токов, напряжений, механических перемещений). *Дискретные* сигналы характеризуются конечным (счетным) множеством значений. В зависимости от характера представления функции и аргумента сигнала возможны следующие его разновидности.

Непрерывная функция непрерывного аргумента. Функция, описывающая такой сигнал, в произвольные моменты времени может принимать любое значение из бесконечного множества в некотором конечном интервале значений:

$$F(t)_{\min} \leqslant F(t) \leqslant F(t)_{\max}.$$

При этом на характер изменения функции не накладывают никаких ограничений.

Примером таких сигналов могут быть сигналы, снимаемые с датчиков давления, напряжения, положения и т. п., в виде непрерывно изменяющихся напряжения, тока.

Непрерывная функция дискретного аргумента. Функция, описывающая такой сигнал, может иметь любое значение из непрерывного множества, но в фиксированные наперед заданные моменты времени ($t_k = k\,\Delta t$, $k = 0,1, \ldots, n$).

Дискретиая функция непрерывного аргумента. Функция, описывающая такой сигнал, во всякий момент времени может принимать любое значение $F(t)_j$, но из конечного множества значений. К датчикам этих сигналов можно отнести все шкальные механизмы, с которых считываются в любой момент времени данные в виде числовых значений с точностью, определяемой ценой делений шкалы (ΔF).

Дискретная функция дискретиого аргумента. Функция, описывающая такой сигнал, может принимать любое значение из конечного множества, но только в дискретные, фиксированные моменты времени $F(\Delta t_k)_j$. Эти сигналы свойственны цифровым вычислительным машинам и устройствам с определенным тактом выдачи числового значения.

При построении систем обмена приходится иметь дело как с непрерывным, так и с дискретным сигналами и проводить преобразование сигналов из непрерывных в дискретные и обратно, т. е. переходить от одной разновидности сигнала к другой.

§ 1.2. КВАНТОВАНИЕ И КОДИРОВАНИЕ

В большинстве случаев информация о протекании того или иного физического процесса вырабатывается соответствующими датчиками в виде сигналов (параметров) $F(t)$, непрерывно изменяющихся во времени. Чтобы передать информацию по дискретному каналу связи или ввести в ЦВМ для обработки, преобразуют непрерывный сигнал в дискретный. Преобразование осуществляется с помощью специальных устройств — преобразователей непрерывных сигналов и может быть двух видов: квантование по времени и квантование по уровню.

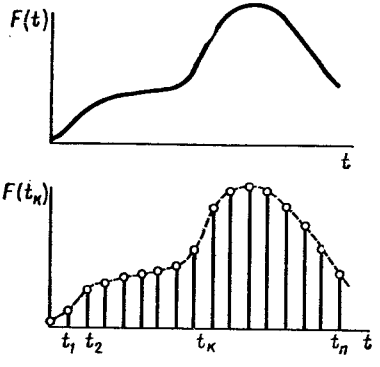


Рис. 1.1. График квантованного по времени сигнала

Под *квантованием по времени* (*дискретизацией*) понимается представление непрерывного сигнала в виде конечной последовательности определяющих ординат.

Под *квантованием по уровню* понимается представление мгновенных значений сигнала из непрерывного множества значений некоторым значением из конечного множества, т. е. представление в виде некоторого кода, обычно цифрового.

Квантование по времени и квантование по уровню могут быть реализованы и раздельно и одновременно.

Квантование по времени. Квантование по времени (аргументу) сводится к замене непрерывной функции $F(t)$, содержащей бесконечно большое число значений, счетным числом мгновенных значений, взятых через определенные (равные или неравные) промежутки времени Δt (рис. 1.1). Такой вид квантования аналогичен амплитудно-импульсной модуляции с импульсами бесконечно малой длительности.

Выбор частоты квантования $f = 1/\Delta t$ производится из учета требуемой точности последующего восстановления непрерывного сигнала по его мгновенным значениям в моменты времени t_k. Для точного восстановления произвольной непрерывной функции $F(t)$ на конечном интервале времени T необходимы мгновенные значения этой функции во всех точках интервала, т. е. непрерывное множество значений, отстоящих друг от друга на бесконечно малые интервалы.

Восстановление непрерывной функции по конечному числу ее значений в конечном интервале T приводит к погрешности, зависящей как от числа значений функции на этом интервале (частоты квантования), так и от выбранного способа интерполяции. Но для некоторого класса функций по отдельным мгновенным ее значениям можно произвести полное восстановление непрерывной функции (это характерно, например, для функций, спектр частот которых ограничен).

Определение частоты квантования для функций с ограниченным спектром может быть проведено на основании теоремы В. А. Котельникова: непрерывная функция времени $F(t)$, не

содержащая частот выше f_c, полностью определяется конечным числом мгновенных значений $F(k\Delta t)$ в точках, отстоящих друг от друга на интервалы $\Delta t = 1/(2f_c)$, где $k = 0, 1, 2, \ldots, n$.

Эта теорема позволяет представить любую функцию $F(t)$, состоящую из частот от 0 до f_c, в виде

$$F(t) = \sum_{-\infty}^{+\infty} F(k\Delta t) \frac{\sin \omega_c (t - k\Delta t)}{\omega_c (t - k\Delta t)}, \quad (1.1)$$

где $\omega_c = 2\pi f_c$.

Из (1.1) следует, что функция $F(t)$, состоящая из ограниченного спектра частот, может быть представлена в виде суммы (бесконечной), каждое слагаемое которой выражается функцией вида $z = y\,(\sin x)/x$, где $y = F(k\Delta t)$; $x = \omega_c (t - k\Delta t)$

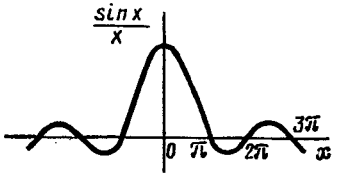


Рис 1.2. График функции Sin x/x

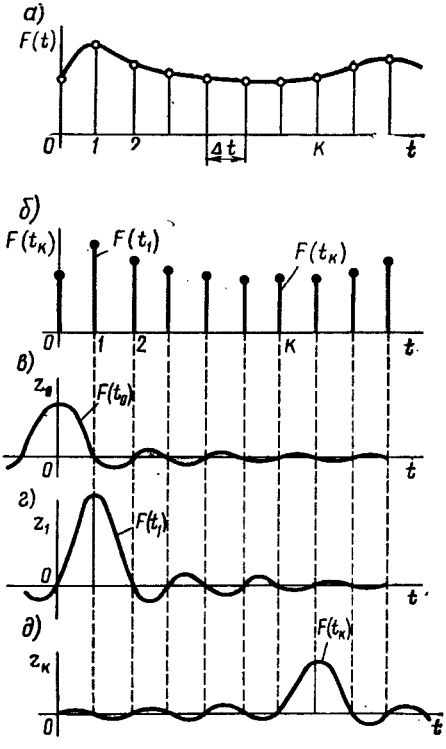


Рис. 1.3. График функции $F(t)$ ($а$), мгновенных значений функции $F(t_k)$ ($б$) и ее слагаемых ($в$, $г$, $д$)

(рис. 1.2), и отличается от остальных слагаемых амплитудой и временным сдвигом. Функции, определяющие sin x/x в моменты отсчета, т. е. при $t = k\Delta t$, принимают максимальные значения, равные единице. Сумма же (1.1) в каждый k-й момент времени определяется только одним k-м слагаемым, так как все остальные слагаемые в этот момент времени обращаются в нуль (рис. 1.3). Внутри промежутка Δt восстанавливаемая функция определяется всеми слагаемыми.

Таким образом, функция $F(t)$ с ограниченным спектром может быть полностью задана счетным множеством ее мгновенных значений, взятых через равные промежутки времени Δt. С другой стороны, если имеются числовые значения функции $F(t_k)$ во всех точках отсчета (через Δt), то она может быть полностью восстановлена путем суммирования функций вида z.

В теореме В. А. Котельникова говорится о непрерывной функции $F(t)$, имеющей ограниченный спектр частот, т. е. функции, не ограни-

ченной во времени. На практике же обычно исследуемые физические процессы ограничены во времени, имеют начало и конец, а следовательно, функции, выражающие их, имеют ограниченную длительность. У ограниченных во времени функций не может быть ограниченный спектр (т. е. спектральная плотность не равна нулю вне конечного интервала), но это противоречит условию теоремы В. А. Котельникова. Однако можно ввести разумное допущение на ширину реального спектра как интервала частот, вне которого спектральная плотность меньше некоторой заданной величины. В этом случае общий смысл теоремы В. А. Котельникова, состоящий в том, что функция определяется на интервале T посредством $n = 2f_cT$ значений, сохраняется, но не означает, что задание всех n отсчетов на интервале T полностью определяет функцию на нем, так как определяющие функции, относящиеся к точкам, не лежащим в этом интервале, тоже влияют на восстанавливаемую функцию (исключение составляют точки отсчета t_k, в которых все определяющие функции, кроме одной, обращаются в нуль).

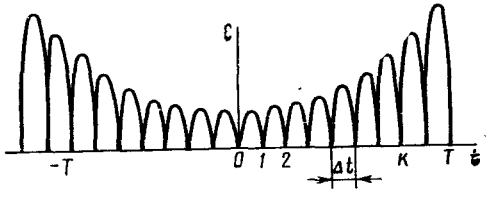


Рис. 1.4. График ошибки

Ограничение членов выражения (1.1) конечным числом значений $F(t_k)$, находящихся на интервале квантования T, приводит к появлению ошибки:

$$\delta_k = F(t) - \sum_{-m}^{n} D_k \frac{\sin \omega_c [t - k/(2f_c)]}{\omega_c [t - k/(2f_c)]},$$

где $D_k = F(k\Delta t)$.

Можно показать, что

$$\delta_k \leqslant \frac{\sqrt{2}}{\pi} p \left| \sin \pi f_c t \right| \sqrt{\frac{1}{f_c} \frac{T}{T^2 - t^2}} = \varepsilon p, \qquad (1.2)$$

где p — полная энергия, которую несет функция $F(t)$,

$$p = \int_{-f_c}^{f_c} S(\omega)\, d\omega;$$

$$\varepsilon = \frac{\sqrt{2}}{\pi} \left| \sin \pi f_c t \right| \sqrt{\frac{1}{f_c} \cdot \frac{T}{T^2 - t^2}}.$$

График поведения множителя ε в выражении (1.2) приведен на рис. 1.4. Из этого графика видно, что при использовании конечного числа членов ряда Котельникова ошибка равна нулю лишь в точках отсчета, внутри же участка квантования она будет максимальна. Величина максимальных значений ошибки возрастает по мере приближения к границам интервала представления функций.

В качестве чисел, определяющих функцию с ограниченным спектром, ранее брались отсчеты мгновенных значений функции, но этими числами могут быть и коэффициенты ее разложения в ряд Фурье.

Рассмотрим применение теоремы В. А. Котельникова на примере квантования сигнала, выражаемого экспоненциальной зависимостью

$$f(t) = Ae^{-\beta t} \quad \text{или} \quad f(t) = Ae^{\beta t},$$

где A — амплитуда, а $\beta = 1/\tau$ (τ — постоянная времени).

Для определения частоты квантования по теореме В. А. Котельникова ограничим спектр частот рассматриваемого сигнала величиной f_c, выбираемой из условия, что энергия суммы отброшенных гармоник не превышает энергии ошибки. Допустим, что ошибка восстановления сигнала по его квантованным значениям не должна превышать $k\Delta p$, где k — коэффициент, Δp — шаг квантования по уровню. Тогда полную энергию экспоненциального сигнала $p_э$ можно разбить на два слагаемых:

$$p_э = p_c + p_o, \tag{1.3}$$

где p_c — энергия сигнала, ограниченного частотой f_c; p_o — энергия отброшенных гармоник, равная энергии ошибки воспроизведения.

Полная энергия сигнала $p_э$ может быть найдена по его спектральной плотности $S(\omega)$, которая для рассматриваемых видов экспонент соответственно равна:

$$S(\omega) = A/(\beta + j\omega); \quad S(\omega) = A/(j\omega - \beta), \tag{1.4}$$

или

$$S(\omega) = (A/\sqrt{\beta^2 + \omega^2})\, e^{j \operatorname{arctg}(\omega/\beta)}. \tag{1.5}$$

Для сигнала, содержащего все гармоники от 0 до ∞,

$$p_э = \int_0^\infty [f(t)]^2\, dt = \frac{1}{2\pi} \int_0^\infty S(\omega)\, S^*(\omega)\, d\omega, \tag{1.6}$$

где $S^*(\omega)$ — функция, комплексно сопряженная с функцией $S(\omega)$.

Подставив (1.5) в (1.6), получим

$$p_э = \frac{1}{2\pi} \int_0^\infty \left[\frac{A}{\sqrt{\beta^2 + \omega^2}}\, e^{-j \operatorname{arctg}(\omega/\beta)} \frac{A}{\sqrt{\beta^2 + \omega^2}} \times \right.$$

$$\left. \times\, e^{j \operatorname{arctg}(\omega/\beta)} \right] d\omega = \frac{1}{2\pi} \int_0^\infty \frac{A^2}{\beta^2 + \omega^2}\, d\omega = \frac{A^2}{4\beta}. \tag{1.7}$$

Аналогично (1.7) энергия сигнала p_c, ограниченного частотой f_c ($2\pi f_c = \omega_c$),

$$p_c = \frac{1}{2\pi} \int_0^{\omega_c} \frac{A^2}{\beta^2 + \omega^2}\, d\omega. \tag{1.8}$$

Учитывая, что по условиям измерения любое значение сигнала в пределах от 0 до $n\Delta p$ (где n — максимальное число шагов шкалы уровней) равновероятно, получим выражение среднего значения $p_э$ в виде

$$p_э = (1/n\Delta p)\int_0^{n\Delta p} x^2\,dx = n^2\Delta p^2/3. \qquad (1.9)$$

Энергию ошибки найдем, полагая, что любое ее значение в пределах заданной величины $k\Delta p$ также равновероятно. Тогда среднее значение энергии ошибки воспроизведения определяется аналогично (1.9):

$$p_0 = \frac{1}{k\Delta p}\int_0^{k\Delta p} x^2\,dx = \frac{k^2\Delta p^2}{3}. \qquad (1.10)$$

Из совместного решения выражений (1.9) и (1.10) находим

$$p_0 = \frac{k^2}{n^2}p_э = \delta^2 p_э, \qquad (1.11)$$

где $\delta = k/n$ — относительная ошибка.

Подставив значение $p_э$ из выражения (1.7) в уравнение (1.11), определим

$$p_0 = \delta^2 A^2/4\beta.$$

Найденные значения $p_э$, p_c и p_0 подставим в уравнение (1.3), и полученное выражение преобразуем:

$$\frac{A^2}{4\beta} = \frac{1}{2\pi}\int_0^{\omega_c}\frac{A^2}{\beta^2+\omega^2}\,d\omega + \delta^2\frac{A^2}{4\beta};$$

$$(1-\delta^2)\frac{A^2}{4\beta} = \frac{1}{2\pi}\int_0^{\omega_c}\frac{A^2}{\beta^2+\omega^2}\,d\omega;$$

$$(1-\delta^2)\frac{A^2}{4\beta} = \frac{A^2}{2\pi}\frac{1}{\beta}\operatorname{arctg}\frac{\omega_c}{\beta}.$$

Из последнего выражения находим

$$\operatorname{arctg}\frac{\omega_c}{\beta} = \frac{\pi}{2}(1-\delta^2)$$

или

$$\frac{\omega_c}{\beta} = \operatorname{tg}\frac{\pi}{2}(1-\delta^2).$$

Учитывая, что $\beta = 1/\tau$ и $\omega_c = 2\pi f_c$, получим

$$f_c = \frac{1}{\tau 2\pi}\operatorname{tg}\frac{\pi}{2}(1-\delta^2).$$

На основании теоремы В. А. Котельникова частота квантования

$$f = 2f_c = \frac{1}{\tau\pi} \operatorname{tg} \frac{\pi}{2} (1 - \delta^2).$$

Это выражение позволяет определить частоту квантования f непрерывно изменяющегося экспоненциального сигнала при заданных ошибках воспроизведения $k\Delta p$ и максимальном диапазоне изменения параметра $n\Delta p$ или при заданной относительной ошибке δ. Внутри интервалов квантования Δt восстановление сигнала должно проводиться так, как указано в теореме, и тогда ошибка квантования порождается только за счет ограничения спектра частот этого сигнала. Так, для экспоненты с $\tau = 1$ с значения δ и f будут следующими (табл. 1.1):

Таблица 1.1

δ, %	10	5	1	0,5	0,2	0,1	0,05
f, 1/с	20,22	80,9	2021,62	8077,78	50080,96	195405,14	705979,88

Как видно из таблицы, при $\delta = 0{,}05\%$, $f > 700$ кГц, т. е. является достаточно высокой.

Задачу квантования по времени можно рассматривать и как задачу аппроксимации, при которой отыскивается функция $\varphi(t)$ класса Ф, в некотором определенном смысле наиболее приближающаяся к воспроизводимой функции $f(t)$ класса F.

Построение аппроксимирующей функции можно производить интерполированием, среднестепенным или равномерным приближением.

При интерполировании требуется построить интерполяционный полином $\varphi(t)$ степени n, который в $n + 1$ точках $t_0, t_1, \ldots, t_n$ принимает те же значения, что и функция $f(t)$:

$$\varphi(t_0) = f(t_0),\ \varphi(t_1) = f(t_1),\ \ldots,\ \varphi(t_n) = f(t_n).$$

Решение задачи сводится к определению коэффициентов a_i ($i = 0, 1, \ldots, n$) полинома

$$\varphi(t) = a_0 + a_1 t + a_2 t^2 + \ldots + a_n t^n$$

из уравнений

$$\begin{aligned}
&a_0 + a_1 t_0 + a_2 t_0^2 + \ldots + a_n t_0^n = f(t_0);\\
&a_0 + a_1 t_1 + a_2 t_1^2 + \ldots + a_n t_1^n = f(t_1);\\
&\ldots\ldots\ldots\ldots\ldots\ldots\\
&a_0 + a_1 t_n + a_2 t_n^2 + \ldots + a_n t_n^n = f(t_n).
\end{aligned}$$

Решение может быть найдено и по формуле Лагранжа:

$$\varphi(t) = \sum_{i=0}^{n} f(t_i)\,\varphi_i(t) =$$

$$= \sum_{i=0}^{n} \varphi(t_i)\,\frac{(t-t_0)(t-t_1)\ldots(t-t_{i-1})(t-t_{i+1})\ldots(t-t_n)}{(t_i-t_0)(t_i-t_1)\ldots(t_i-t_{i-1})(t_i-t_{i+1})\ldots(t_i-t_n)}.$$

В общем случае в точках t, не являющихся узлами интерполяции t_i ($i = 0, 1, \ldots, n$), приближаемая функция $f(t)$ и интерполяционный полином $\varphi(t)$ не совпадают и их разность $\delta(t) = f(t) - \varphi(t)$ представляет собой погрешность приближения. Оценку этой погрешности можно произвести на основании теоремы Ролля: если $F(t_k) = 0$ ($k = 0, 1, \ldots, n$), где $t_0 < t_1 < \ldots < t_n$, то существует точка ξ ($t_0 < \xi < t_n$) такая, что $F^{(n)}(\xi) = 0$.

Считая t постоянным числом, отличным от узлов интерполяции t_i ($i = 0, 1, \ldots, n$), введем переменную T и рассмотрим функцию

$$F(T) = f(T) - \varphi(t) - \frac{\delta(T)}{A(t)}\,A(T), \tag{1.12}$$

где $A(T) = (T - t_0)(T - t_1) \ldots (T - t_n)$.

Функция $F(t)$ обращается в нуль в следующих $n + 2$ точках:

а) узлах интерполяции t_i ($i = 0, 1, \ldots, n$), так как $f(t_i) = \varphi(t_i)$ и $A(t_i) = 0$ ($i = 0, 1, \ldots, n$);

б) рассматриваемой точке t:

$$F(t) = f(t) - \varphi(t) - \frac{\delta(t)}{A(t)}\,A(t) = 0. \tag{1.12а}$$

Согласно теореме Ролля, $F^{(n+1)}(T)$ обращается в нуль в некоторой точке ξ из промежутка $t_0 < T < t_n$.

Дифференцируя выражение (1.12), имеем

$$F^{(n+1)}(T) = f^{(n+1)}(T) - \varphi^{(n+1)}(T) - \frac{(\delta T)}{A(t)}\,A^{(n+1)}(T).$$

Из (1.12а) следует, что

$$A^{(n+1)}(T) = \frac{\delta(t)}{A(t)}\,(n+1)! \tag{1.13}$$

Но поскольку $\varphi(t)$ суть полином n-й степени, то $\varphi^{(n+1)}(T) = 0$. Поэтому

$$F^{(n+1)}(T) = f^{(n+1)}(T) - (n+1)!\,\frac{\delta(t)}{A(t)}.$$

Тогда равенство $F^{(n+1)}(\xi) = 0$ можно переписать в виде

$$F^{(n+1)}(\xi) = f^{(n+1)}(\xi) - (n+1)!\,\frac{\delta(t)}{A(t)} = 0.$$

Отсюда

$$\delta(t) = f^{(n+1)}(\xi)\,\frac{A(t)}{(n+1)!}. \tag{1.14}$$

Верхняя граница погрешности на интервале $t_0 < t < t_n$

$$\max|\delta(t)| = \max_{t_0 < t < t_n} \left| f^{(n+1)}(t) \right| \left| \frac{A(t)}{(n+1)!} \right| =$$

$$= \frac{M}{(n+1)!} \max_{t_0 < t < t_n} \left| \prod_{k=0}^{n} (t - t_k) \right|,$$

где $M = \max|f^{(n+1)}(t)|$.

В частности, при линейной интерполяции ($n = 1$)

$$\delta = \delta(t) \leqslant \frac{\max|f''(t)|}{(1+1)!} \max_{t_0 < t < t_n} |(t - t_0)(t - t_1)| =$$

$$= \frac{M}{2} \max_{t_0 < t < t_n} |(t - t_0)(t - t_1)|.$$

Найдем наибольшее значение величины $|A(t)| = |(t - t_0)(t - t_1)|$:

$$\frac{dA(t)}{dt} = t - t_0 + t - t_1 = 2t - t_0 - t_1.$$

Из условия $\frac{dA(t)}{dt} = 0$ следует, что $t = (t_0 + t_1)/2$.

Тогда

$$\max|A(t)| = \max|(t - t_0)(t - t_1)| = |(t - t_0)(t - t_1)| =$$

$$= \left| \frac{t_1 - t_0}{2} \frac{t_0 - t_1}{2} \right| = \frac{1}{4}(t_1 - t_0)^2 = \frac{\Delta t^2}{4}.$$

Окончательно имеем $\delta \leqslant \frac{M}{2} \frac{\Delta t^2}{4} = \frac{M \Delta t^2}{8}$, где $M = \max|f^{(n+1)}(t)|$.

Если выбрана линейная интерполяция и известно максимальное значение второй производной $|f''(t)|_{\max}$ рассматриваемой функции, то шаг квантования Δt может быть установлен из следующего выражения:

$$\Delta t = \sqrt{8\delta / |f''(t)|_{\max}}. \qquad (1.15)$$

При этом предполагают, что рассматриваемая функция $f(t)$, характеризующая квантуемый параметр, принадлежит классу дважды дифференцируемых функций и заранее известно максимальное значение второй производной этой функции в диапазоне квантования. Частота квантования, определяемая по этому методу в пределах реальных погрешностей и процессов, как показывают вычисления, оказывается значительно меньше. Например, частота квантования для ранее рассмотренной экспоненциальной зависимости $e^{-t/\tau}$ при $\tau = 1$ с по методу линейной интерполяции

$$f = 1/\Delta t = \sqrt{|f''(t)|_{\max}/8\delta}$$

имеет следующие значения (табл. 1.2):

Таблица 1.2

δ, %	10	5	1	0,5	0,2	0,1	0,05
f, 1/с	1,12	1,59	3,55	5	8	11,2	15,9

При рассмотрении задачи в более общем плане интерес представляет случай, когда при заданном интервале квантования Δt и известной величине нормы $|f''_{\max}(t)|$, определяемой интерполируемой функцией, величина погрешности будет наименьшей. Последнее имеет место, как это следует из выражения (1.14), при наименьшей величине полинома $A(t)$, т. е. полином $A(t)$ должен иметь наименьшую норму из всех полиномов степени n на участке $[a, b]$. Таким свойством обладают полиномы Чебышева.

При построении интерполяционного полинома $\varphi(t)$, совпадающего с функцией $f(t)$ в точках t_i ($i = 0, 1, \ldots, m$), оказывается, что степень n полинома $\varphi(t)$ не может быть меньше m. При больших значениях n составление интерполяционного полинома связано со сложными выкладками. Кроме того, даже большое число равноотстоящих точек интерполирования не всегда обеспечивает хорошее приближение. Поэтому целесообразно найти полином $\varphi(t)$ данной степени n меньшей, чем m, который принимал бы в точках t_i ($i = 0, 1, \ldots, m$) значения $\varphi(t_i)$, наименее уклоняющиеся (в некотором определенном смысле) от значений $f(t_i)$ ($i = 0, 1, \ldots, m$) интерполируемой функции. Наиболее распространенным методом решения этой задачи является метод наименьших квадратов, при котором задача аппроксимации сводится к отысканию функции $\varphi(t)$ таким образом, чтобы обратить в минимум выражение $[\varphi(t) - f(t)]^2$.

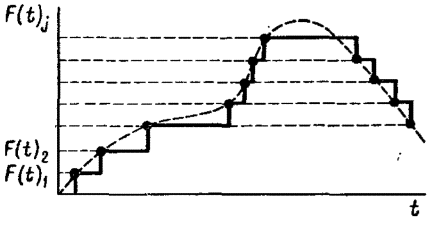


Рис. 1.5. График квантования по уровню

В результате получают систему линейных алгебраических уравнений, решение которой не вызывает принципиальных затруднений. Поэтому метод наименьших квадратов и получил широкое распространение.

При равномерном приближении абсолютное отклонение $\varphi(t)$ от $f(t)$ $\max |\varphi(t) - f(t)| \leqslant \delta$ должно быть наименьшим.

Решение возникающей при этом задачи приводит к громоздким вычислениям, из-за чего использование равномерного приближения непосредственно для практических целей ограничено.

Квантование по уровню. Квантование по уровню заключается в представлении текущих значений непрерывно изменяющегося сигнала значениями уровней из конечного множества (рис. 1.5). В результате квантования по уровню непрерывно изменяющийся сигнал

$F(t)$ заменяется ступенчатой функцией $F(t)_j$, зависящей только от характера изменения квантуемого сигнала. Если при квантовании по времени в моменты отсчета сигнал представляется мгновенными значениями, которые принципиально точно соответствуют сигналу, то квантование по уровню по своему существу есть приближенное представление. Степень приближения определяется величиной *шага квантования* $\Delta F(t)$ *по уровню* — разностью между соседними квантованными значениями функций:

$$\Delta F(t) = F(t_k) - F(t_{k-1}).$$

Шаг квантования обычно выбирают из условия требуемой точности.

Один из простейших способов квантования по уровню заключается в следующем. Текущее значение функции $F(t)$ сравнивается с одним из уровней квантования (см. рис. 1.6). В момент, когда текущее значение функции $F(t)$ по амплитуде станет равно этому уровню, оно сохраняет это значение до тех пор, пока текущее значение функции не станет равно следующему соседнему значению квантованного уровня.

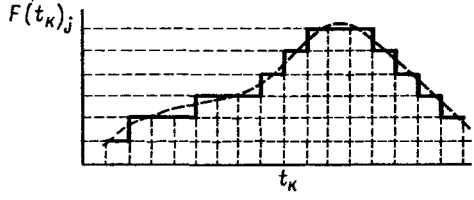


Рис. 1.6. График кодово-импульсной модуляции

Таким образом, если на некотором интервале времени приращение функции происходит в пределах шага квантования, то она представляется в виде неизменного (квантованного) значения.

Другой способ квантования сводится к замене непрерывной функции ближайшим квантованным уровнем. Погрешность квантования в пределах шага квантования будет величиной переменной:

$$\delta = F(t) - F(t)_k;\ \delta \leqslant \Delta F(t)\ (k = 0, 1, \ldots, n).$$

Эту погрешность квантования называют *шумом квантования*. Чем меньше шаг квантования, тем меньше шум квантования. Можно полагать, что шум квантования в пределах шага квантования имеет равновероятный закон распределения, т. е. любое значение функции в пределах шага будет равновероятным.

Квантование по времени и амплитуде. Квантование по времени и амплитуде основывается на одновременном использовании рассмотренных выше методов квантования, т. е. квантование по амплитуде осуществляется в каждый фиксированный момент времени.

Рассмотрим два наиболее распространенных примера квантования по времени и амплитуде: кодово-импульсную модуляцию и дельта-модуляцию.

Кодово-импульсная модуляция. При этом виде модуляции осуществляется квантование сигнала по времени с выбранным шагом Δt и представление мгновенных значений функции

Химическое в/о „Химпром"
Научно-техническая
БИБЛИОТЕКА

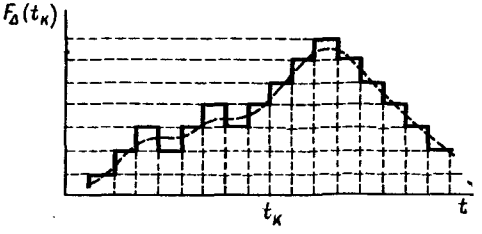


Рис. 1.7. График дельта-модуляции

в дискретные моменты времени ближайшим квантованным уровнем (рис. 1.6).

Дельта-модуляция. Эта модуляция сводится к построению ступенчатой функции $F_\Delta(t)$ по следующему правилу. В каждый дискретный момент времени t_k текущее значение функции сравнивается с предыдущим значением ступенчатой функции $F_\Delta(t_{k-1})$. Если разность оказывается положительной или равной нулю, то ступенчатая функция увеличивается на шаг квантования по амплитуде, если же разность оказывается отрицательной — уменьшается на шаг квантования по амплитуде (рис. 1.7).

§ 1.3. КОЛИЧЕСТВО ИНФОРМАЦИИ

В общем случае, когда информация определяется вероятностными характеристиками, количественную оценку удобно проводить по степени неопределенности случайного процесса на некотором этапе его рассмотрения. Поясним это на следующем примере.

Пусть один человек задумает любое число от 1 до N, а другой человек должен угадать это число. При этом на его вопросы следуют односложные ответы «да» или «нет». Спрашивается, сколько вопросов надо задать, чтобы отгадать задуманное число?

Очевидно, количество заданных вопросов будет зависеть от принятого метода угадывания. Если начать перечислять все числа, начиная с 1, то количество таких вопросов может оказаться равным N. Количество вопросов можно существенно сократить, если принять следующий путь поиска. Все числа разбивают на две равные группы. Выбирают одну из групп и спрашивают, здесь ли находится задуманное число. После любого ответа («да» или «нет») останется половина чисел. Далее следует действовать аналогично. Группа, в которой находится отыскиваемое число, вновь разбивается на две равные группы и т. д., пока не останется одно искомое число.

Если общее количество чисел N является четным числом, то необходимое и достаточное количество вопросов

$$H = \log_2 N,$$

если нечетное, то —

$$H = [\log_2 N] + 1.$$

Таким образом, количественная оценка поиска будет найдена.

Для того чтобы понять, какую роль при этом играет информация, рассматривают ту же задачу с иных позиций. Предполагают, что источник информации выдает слова, состоящие из букв некоторого алфавита, и имеется телеграфный аппарат, могущий передавать две цифры — 0 и 1. Требуется передавать вырабатываемый источником текст по те-

леграфу. Чтобы осуществить такую передачу, необходимо каждой букве поставить в соответствие вполне определенное число.

Спрашивается, какова должна быть разрядность этого числа?

Если предположить, что слово может состоять из n букв, а количество букв алфавита равно N, то число всех возможных слов будет равно N^n, а количество разрядов двоичного числа должно быть равно

$$n \log_2 N \text{ или } [n \log_2 N] + 1.$$

В среднем на одну букву текста необходимо тратить $\log_2 N$ разрядов. Следовательно, $\log_2 N$ можно использовать в качестве меры количества информации.

К. Шеннон, один из основателей теории информации, показал, что $\log_2 N$ в вероятностных задачах не является полной характеристикой источника информации. Это видно из сравнения следующих двух «источников информации»: в первом — ребенок бросает монету, во втором — цветной кубик, одна грань которого окрашена в голубой цвет, а остальные пять — в розовый. В обоих случаях алфавит источника сообщений будет состоять из двух букв: $Г$ (герб, голубая грань) и $Р$ (решетка, розовая грань). Для записи полученного текста как в первом, так и во втором случаях достаточно одной двоичной цифры на букву. При этом $\log_2 2 = 1$, т. е. характеристика источника сообщений не учитывает вероятностные характеристики источника информации.

Если пользоваться только наиболее вероятными текстами, то можно показать, используя теорему Муавра—Лапласа и формулу Стирлинга, что для рассматриваемых случаев придется тратить лишь H двоичных знаков на одну букву источника:

$$H = -p \log_2 p - (1 - p) \log_2 (1 - p).$$

В случае, когда $p = 1/2$ (бросание монеты),

$$H = -\frac{1}{2} \log_2 \frac{1}{2} - \frac{1}{2} \log_2 \frac{1}{2} = 1.$$

Это означает, что кодирование вероятных сообщений не приводит к сокращению количества двоичных цифр на одну букву.

В случае, когда $p = 1/6$ (бросание кубика),

$$H = -\frac{1}{6} \log_2 \frac{1}{6} - \frac{5}{6} \log_2 \frac{5}{6} = 0{,}1957,$$

т. е. получают сокращение более чем в пять раз.

Величину H К. Шеннон назвал *энтропией источника.*

В более общем случае, если источник (объект) имеет конечное число возможных состояний $A_1, A_2, \ldots, A_n$ с соответствующими вероятностями $p_1, p_2, \ldots, p_n$, то его энтропия

$$H(A) = H(p_1, p_2, \ldots, p_n) = -\sum_{k=1}^{n} p_k \log_2 p_k.$$

Таким образом, энтропия является мерой неопределенности источника и удобной оценкой количества информации. Количество информации I о некотором объекте равно разности априорной и апостериорной энтропий этого объекта:

$$I = H_{\text{апр}} - H_{\text{апост}}.$$

Так, до наблюдения сигнала, несущего информацию об исследуемом объекте, считают, что известно только распределение вероятностей p_k по возможным состояниям. Неопределенность ситуаций до приема сигнала характеризуется, следовательно, энтропией

$$H = -\sum_k p_k \log_2 p_k.$$

После приема сигнала, если он не содержит ошибок, можно дать точный ответ (в каком состоянии находится объект) и, следовательно, неопределенность относительного состояния объекта станет равной нулю. Таким образом, в результате приема сигнала, с одной стороны, произошло уменьшение неопределенности от величины H до 0, а с другой стороны — получено количество информации I, численно равное H, т. е. количество информации равно разности энтропий объекта до и после приема сигнала.

Из рассмотренного примера видно, что количество информации численно равно априорной энтропии, если при приеме информации отсутствуют ошибки.

Количество информации с учетом числа символов в последовательности при отсутствии ошибок определяют по формуле Шеннона:

$$I = -n \sum_{i=1}^{m} p_i \log_2 p_i, \tag{1.16}$$

где n — число символов в последовательности (сигнале) из алфавита, содержащего m символов.

В частном случае равновероятности и статистической независимости символов при любом n все возможные сигналы оказываются также равновероятными, т. е. $p_i = 1/m$, и тогда количество информации определяется формулой Хартли:

$$I = -n \sum_{i=1}^{m} p_i \log_2 p_i = -n \sum_{i=m}^{m} \frac{1}{m} \log_2 \frac{1}{m} = n \log_2 m. \tag{1.17}$$

Если же в принимаемом сигнале есть ошибки, то сделать однозначное заключение о состоянии объекта невозможно, т. е. в этом случае энтропия не уменьшается до нуля и для определения количества информации необходимо учитывать и апостериорную энтропию.

Рассмотрим некоторые свойства энтропии.

1. $H(A) = 0$ в том и только в том случае, если какое-нибудь из p_k равно единице, а следовательно, все остальные равны нулю. Это соответствует случаю, когда исход опыта может быть предсказан с полной достоверностью и отсутствует всякая неопределенность. Напри-

мер, если в ящике находятся шары, помеченные только одной цифрой, то вероятность извлечения шара $p = 1$, а энтропия $H(A) = -1 \log_2 1 = 0$. Во всех остальных случаях энтропия положительна, так как $p < 1$.

2. Наибольшего значения энтропия достигает при $p_1 = p_2 = \ldots = p_n = 1/n$, т. е. в случае наибольшей неопределенности, поскольку при этом нет никаких оснований для предпочтения одного из возможных событий.

Допустим, что в ящике находятся 99 шаров, помеченные цифрой 1, и один шар, помеченный цифрой 0. При извлечении шаров следует ожидать, что вероятность появления шара, помеченного единицей, p_1 равна 0,99, а шара, помеченного нулем, p_2 равна 0,01.

Энтропия для этого случая, выраженная в двоичных знаках,

$$H(A) = -(0{,}99 \log_2 0{,}99 + 0{,}01 \log_2 0{,}01) = 0{,}081.$$

Если число шаров, помеченных цифрой 1, будет равно числу шаров, помеченных цифрой 0, и $p_1 = p_2 = 0{,}5$, то

$$H(A) = -(0{,}5 \log_2 0{,}5 + 0{,}5 \log_2 0{,}5) = 1.$$

Чем больше неопределенность событий, тем больше должна быть получаемая о них информация и, наоборот, чем меньше неопределенность событий, тем меньше требуется информации для суждения о них. В предельном случае, когда ожидаемое событие известно достоверно и нет никакой неопределенности, $H(A) = 0$.

3. Энтропия объекта AB, состояния которого образуются совместной реализацией состояний A_k и B_l, равна сумме энтропии исходных объектов A и B:

$$H(AB) = H(A) + H(B).$$

Действительно, если вероятность s_{kl} состояния $A_k B_l$ в случае независимости A и B равна произведению $p_k q_l$, то

$$H(AB) = -\sum_{kl} s_{kl} \log_2 s_{kl} = -\sum_{kl} p_k q_l (\log_2 p_k + \log_2 q_l) =$$

$$= -\sum_k p_k \log_2 p_k \sum_l q_l - \sum_l q_l \log_2 q_l \sum_k p_k.$$

Но поскольку по определению вероятностей $\sum_l q_l = \sum_k p_k = 1$, то $H(AB) = H(A) + H(B)$.

Разберем случай, когда сообщения $y(t)$, рассматриваемые как случайный процесс, передаются с помощью сигналов $z(t)$. Количество информации относительно $y(t)$, содержащееся в сигнале $z(t)$, называют *количеством взаимной информации* $I(y, z)$. Соответственно при приеме сигнал $z^*(t)$, принятый с искажением, будет отображать сообщение $y^*(t)$ и, следовательно, количество взаимной информации выразится как $I(y^*, z^*)$.

Энтропия $H(y)$ случайного процесса $y(t)$ не всегда совпадает с количеством информации $I(y, z)$, содержащейся в процессе $z(t)$. Действительно, если по наблюдаемому процессу $z(t)$ нельзя полностью снять неопределенность относительно передаваемого сообщения y, то остается некоторая неопределенность, которая может быть выражена как взаимная условная энтропия $H(y, z)$.

Отсюда количество взаимной информации $I(y, z)$ может быть выражено как разность энтропий сообщения H_y и взаимной энтропии $H(y, z)$:

$$I(y, z) = H(y) - H(y, z).$$

В силу симметрии y и z можно написать, что

$$I(y, z) = I(z, y) = H(z) - H(z, y).$$

Поэтому $I(y, z) = I(z, y)$ и называют *количеством взаимной информации.*

Рассмотрим энтропию для более общего класса источников сообщений, в котором вероятность выбора очередного элемента зависит от того, какие элементы были выбраны перед этим. Такая вероятностная зависимость может быть, например, в сообщениях, записанных на русском (или другом) языке (здесь можно указать некоторую вероятность появления вслед за гласной буквой согласной, вслед за некоторым сочетанием букв или слов — вполне определенной буквы или слова).

Процессы, характеризующиеся вероятностной связью выбора очередного элемента сообщения от предшествующих, математически отображаются цепью Маркова.

Если вероятность $p(x_k)$ появления элемента на k-й позиции зависит только от элемента на $(k-1)$-й позиции, то такую последовательность называют *простой (односвязной) цепью Маркова.* Если вероятность $p(x_k)$ выбора очередного элемента зависит от предшествующих элементов, то такую последовательность называют *цепью Маркова n-го порядка.*

Таким образом, вероятность $p(x_k)$ в процессе выбора букв алфавита не остается постоянной — последние n букв определяют вероятность $p_q(x_k)$ выбора k-й буквы.

Если для каждой очередной буквы задана вероятность $p_q(x_k)$ и известно, какое состояние определяется любой последовательностью из n элементов, то можно вычислить вероятности P_q каждого из состояний S_q $(q = 1, 2, \ldots, r)$.

Безусловная вероятность $p(x_k)$ выбора k-го элементарного сообщения для всех источников, представляющих практический интерес,

$$p(x_k) = \sum_{q=1}^{r} P_q p_q(x_k). \tag{1.18}$$

Энтропия источника, находящегося в q-м состоянии,

$$H_q = \sum_{k=1}^{n} p_q(x_k) \log_2 p_q(x_k). \tag{1.19}$$

Энтропия источника, приходящегося на одну букву сообщения,

$$H(x) = -\sum_{q=1}^{r}\sum_{k=1}^{n} P_q p_q(x_k)\log_2 p_q(x_k). \qquad (1.20)$$

Вычисление энтропии позволяет оценить избыточность сообщения r_x, являющуюся следствием неодинаковых вероятностей элементов сообщения:

$$r_x = (H_{\max} - H(x))/H_{\max},$$

откуда

$$H_{\max} = -\sum_{k=1}^{n}\frac{1}{n}\log_2\frac{1}{n} = \log_2 n.$$

Следовательно,

$$r_x = 1 - H(x)/\log_2 n.$$

Для рассмотренного ранее примера о шарах, помеченных цифрами 1 и 0, $H(x) = 0{,}081$. Максимального же значения энтропия достигнет в случае $p_1 = p_2$, т. е. когда количество шаров, помеченных цифрой 1, равно количеству шаров, помеченных цифрой 0.

Следовательно, избыточность сообщения $r_x = 1 - 0{,}081/1 = 0{,}919$.

Таким образом, чем меньше будут отличаться вероятности p_1 и p_2 друг от друга, тем меньше избыточность сообщения.

Рассмотрим процесс, характеризующийся простой цепью Маркова. Источник выдает сообщения алфавита, состоящего из букв *А* и *Б*. Безусловные вероятности появления каждой из этих букв равны, т. е. $p(A) = p(Б) = 0{,}5$. Известны также вероятности выбора каждой буквы *А* в зависимости от предшествующего выбора $p(A/A) = p(Б/Б) = 0{,}8$ (если в предшествующем выборе была буква *А*, то вероятность следующего появления буквы *А* равна 0,8). То же самое можно сказать о букве *Б*. Известно также, что $p(A/Б) = p(Б/A) = 0{,}2$ (если в предшествующем выборе была буква *А*, то вероятность появления затем буквы *Б* равна 0,2).

Безусловные вероятности $p(A)$ и $p(Б)$ для рассматриваемого источника будут равны. Действительно, на основании формулы полной вероятности

$$p(A) = p(A)\,p(A/A) + [1 - p(A)]\,p(A/Б);$$
$$p(Б) = p(Б)\,p(Б/Б) + [1 - p(Б)]\,p(Б/A).$$

Так как $p(A) = p(Б) = 0{,}5$, то на основании (1.20)

$$H = -0{,}5 \cdot 0{,}8\log_2 0{,}8 - 0{,}5 \cdot 0{,}2\log_2 0{,}2 - 0{,}5 \cdot 0{,}8\log_2 0{,}8 - 0{,}5 \cdot 0{,}2\log_2 0{,}2 = 0{,}722 \text{ дв. ед.}$$

Избыточность r_x сообщения для этого случая равна 0,278.

Рассмотрим теперь случай, когда безусловные вероятности появления каждой из букв *А* и *Б* различны, т. е. $p(A) \neq p(Б)$ и $p(A/A) = 0{,}3$; $p(Б/A) = 0{,}7$; $p = (A/Б) = 0{,}1$; $p(Б/Б) = 0{,}9$.

Безусловные вероятности $p(A)$ и $p(Б)$ вычислим по формулам полной вероятности:

$$p(A) = 0{,}125; \quad p(Б) = 0{,}875.$$

Тогда на основании (1.20)

$$H = -0{,}125\,[0{,}3\log_2 0{,}3 + 0{,}7\log_2 0{,}7] - 0{,}875\,[0{,}1\log_2 0{,}1 + 0{,}9\log_2 0{,}9] \approx 0{,}52 \text{ дв. ед.}$$

Отсюда $r_x = 0{,}48$.

Важной характеристикой источника информации является *производительность* $I'(x)$ — количество информации, выдаваемое за единицу времени. Если сообщение $y(t)$ представляет собой последовательность дискретных элементов, вырабатываемых источником со скоростью v_x (число элементов в секунду), то

$$I'(x) = v_x I(x),$$

где $I(x)$ — количество информации в элементе.

§ 1.4. ЭНТРОПИЯ НЕПРЕРЫВНОГО ПРОЦЕССА

Дадим оценку неопределенности непрерывных случайных процессов, рассматривая их как предельный случай.

Для этого проведем квантование значений непрерывной случайной величины на четное число уровней, т. е. разобьем всю область $(-\infty, +\infty)$ возможных значений x на равные участки Δx. Проводя обобщение по аналогии с дискретным случаем, можно заметить, что роль распределения вероятности в непрерывном процессе играет плотность вероятности $p(x^*)$, являющаяся размерной величиной. Для перехода к безразмерной величине (чтобы не иметь дела с логарифмами размерных величин) введем размерный коэффициент $1/x_0$ (x_0 — единица измерений плотности вероятности); тогда

$$x = x^*/x_0.$$

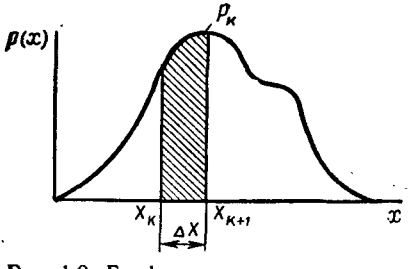


Рис. 1.8. График плотности вероятности случайной величины x

Следовательно, плотность вероятности $p(x)$ будет безразмерной функцией.

При выполненном разбиении (рис. 1.8) плотность вероятности p_k (равна заштрихованной площади), соответствующая k-му участку разбиения,

$$p_k = \int_{x_k}^{x_{k+1}} p(x)\,dx \quad (x_{k+1} = x_k + \Delta x).$$

Если считать, что непрерывная случайная величина x состоит из дискретных величин x', то к ее оценке можно применить понятие энтропии, т. е. можно написать, что

$$H(x') = -\sum_{-\infty}^{+\infty} p_k \log_2 p_k = -\sum_{-\infty}^{+\infty} \left[\int_{x_k}^{x_k+\Delta x_k} p(x)\,dx \right] \log_2 \left[\int_{x_k}^{x_k+\Delta_x} p(x)dx \right].$$

Начнем одновременно уменьшать все Δx. При достаточно малых Δx и достаточно гладкой $p(x)$

$$\int_{x_k}^{x_k+\Delta x} p(x)\,dx \approx p(x_k)\,\Delta x.$$

Поэтому

$$\lim_{\Delta x\to 0} H(x') \approx \lim_{\Delta x\to 0} \left\{ -\sum_{-\infty}^{\infty} p(x_k)\,\Delta x \log_2 [p(x_k)\,\Delta x] \right\} =$$

$$= \lim_{\Delta x\to 0} \left\{ -\sum_{-\infty}^{\infty} p(x_k) [\log_2 p(x_k)]\,\Delta x \right\} +$$

$$+ \lim_{\Delta x\to 0} \left\{ -\sum_{-\infty}^{\infty} p(x_k) [\log_2 \Delta x]\,\Delta x \right\} = \int_{-\infty}^{\infty} p(x) \log_2 p(x)\,dx +$$

$$+ \lim_{\Delta x\to 0} \left\{ -[\log_2 \Delta x] \sum_{-\infty}^{\infty} p(x_k)\,\Delta x \right\} =$$

$$= -\int_{-\infty}^{\infty} p(x) \log_2 p(x)\,dx - \lim_{\Delta x\to 0} \log_2 \Delta x. \qquad (1.21)$$

Полученное выражение энтропии для непрерывной величины ($\Delta x \to 0$) за счет второго члена ($\lim_{\Delta x\to 0} \log_2 \Delta x$) стремится к бесконечности. Отсюда можно сделать вывод, что непрерывные случайные объекты не допускают введения конечной абсолютной меры неопределенности, поэтому вводят относительную количественную меру неопределенности, называемую относительной энтропией $H_\varepsilon(x)$.

Возьмем в качестве стандарта для сравнения неопределенность равномерного распределения в интервале шириной ε. Производя квантование равномерно распределенной в ε величины, получим, что предел неопределенности дискретной величины x'' по аналогии с (1.21) будет

$$\lim_{\Delta x\to 0} H(x'') = \log_2 \varepsilon - \lim_{\Delta x\to 0} \log_2 \Delta x.$$

Относительной энтропией $H_\varepsilon(x)$ случайной величины x называют предел, к которому стремится разность энтропий квантованных величин x' и x'':

$$H_\varepsilon(x) = \lim_{\Delta x\to 0} [H(x') - H(x'')]. \qquad (1.22)$$

Выражая значения $H(x')$ и $H(x'')$ по формуле (1.21) и подставляя их в (1.22), получим

$$H_\varepsilon(x) = -\int_{-\infty}^{\infty} p(x)\log_2 p(x)\,dx - \log_2 \varepsilon = \int_{-\infty}^{\infty} p(x)\log_2 \varepsilon p(x)\,dx.$$

Данная разность конечна.

Если принять $\varepsilon = 1$, то

$$H_{\varepsilon=1}(x) = -\int_{-\infty}^{\infty} p(x)\log_2 p(x)\,dx.$$

Число $H_\varepsilon(x)$ называют также энтропией непрерывной величины, а благодаря ее связи с дифференциальным законом распределения вероятностей — *дифференциальной энтропией.*

$H_\varepsilon(x)$ обладает свойствами, в ряде случаев обобщающими свойства энтропии дискретных объектов.

Единицы измерения энтропии. За *единицу измерения энтропии* принимается неопределенность случайного объекта, заданного так, чтобы

$$H(A) = -\sum_{k=1}^{n} p_k \log_2 p_k = 1.$$

Например, возьмем наименьшее число возможных состояний, при котором объект еще остается случайным ($n = 2$), а основание логарифма равным 2.

Тогда $H(A) = -p_1 \log_2 p_1 - p_2 \log_2 p_2 = 1$ и, следовательно, на основании свойства 2 энтропии $p_1 = p_2 = 0{,}5$.

Отсюда можно сделать вывод, что единицей неопределенности служит энтропия случайного объекта с двумя равновероятными возможными состояниями. Эту единицу называют *двоичной единицей энтропии.* При других основаниях логарифма получают другие единицы энтропии (например, при основании логарифма 10 — десятичную и т. п.). Неопределенностью в одну десятичную единицу обладает объект с десятью равновероятными состояниями. Аналогично определяют единицы при непрерывных процессах.

§ 1.5. ε-ЭНТРОПИЯ ДИФФЕРЕНЦИРУЕМЫХ ФУНКЦИЙ

При рассмотрении квантования по времени и уровню была решена задача определения шага квантования для обеспечения заданной точности. Определим теперь требуемый объем двоичной информации для восстановления исследуемого непрерывного процесса с заданной точностью ε. Такая задача возникает в связи с тем, что, как правило, вырабатываемая датчиками информация характеризуется большой избыточностью, которая затрудняет передачу информации по каналам связи и увеличивает объем машинной памяти. Поэтому, прежде чем передавать информацию по каналам связи и перерабатывать в ЦВМ, необходимо оценить ее избыточность и при необходимости провести сжатие.

Предположим, что функциональная зависимость исследуемого процесса неизвестна, но ее можно заранее характеризовать принадлежностью к определенному пространству (классу). Количественной мерой такого процесса является ε-энтропия.

При вычислении энтропии источника непрерывных случайных сигналов поступают следующим образом. Пространство всех возможных сигналов (число которых в общем случае бесконечно) разбивают на подмножества так, чтобы число подмножеств было конечным. Если в каждом подмножестве можно зафиксировать точку (центр), находящуюся от всех других точек на расстоянии не более ε, то тем самым аппроксимируется исходное пространство с точностью до ε.

Пространство, в которое введено расстояние, называют *метрическим*.

Если в пространстве диаметра d можно указать такую точку (центр), которая удалена от всех других точек на расстояние, меньшее $d/2$, то его называют *центрируемым*.

Если пространство можно разбить на конечное число подмножеств, его называют *компактным*.

Таким образом, источник сообщений указывает точки компактного центрируемого метрического пространства. Необходимо только определить минимальную двоичную запись полученной информации, по которой можно было бы восстановить каждую точку сообщения (исследуемого процесса) с заданной точностью до ε. Для этого разобьем компактное пространство A на подмножества диаметром $d \leqslant 2\varepsilon$ (получаемая система называется *ε-покрытием*). Тогда знание центра каждого подмножества позволит определить любую точку пространства с точностью до ε. Обозначим наименьшее число подмножеств диаметра $d \leqslant 2\varepsilon$ через N_ε. Тогда минимальное число двоичных знаков последовательности для записи каждого подмножества (любой точки с точностью до ε) будет равно $\log_2 N_\varepsilon$, т. е.

$$H_\varepsilon(A) = \log_2 N_\varepsilon,$$

где $H_\varepsilon(A)$ — ε-энтропия (невероятностная, абсолютная) метрического пространства.

Вычисление ε-энтропии в общем случае может быть проведено на основании теоремы: для всякого компактного множества A, содержащегося в метрическом пространстве R, выполняются следующие неравенства:

$$h_{2\varepsilon}(A) \leqslant H_\varepsilon(A) \leqslant H_\varepsilon^R(A), \qquad (1.23)$$

где $h_{2\varepsilon}(A) = \log_2 n_{2\varepsilon}(A)$; $H_\varepsilon^k(A) = \log_2 N_\varepsilon^n(A)$

[$h_{2\varepsilon}(A)$ — максимальное число точек в 2ε-различимом подмножестве пространства A; $N_\varepsilon^R(A)$ — минимальное число точек в ε-сети для пространства A].

2ε-различимым подмножеством называют такую совокупность точек, в которой расстояние между любыми двумя точками будет больше ε.

ε-Сетью называют такую совокупность точек, в которой можно указать точку, отстоящую от избранной точки пространства A на расстояние не более ε.

Таким образом, вычисление ε-энтропии метрического пространства сводится к построению ε-сети и 2ε-различимого в пространстве A множества. Для функций, характеризующихся наличием ограниченных производных порядка S (такими функциями описывается широкий круг физических процессов), оценка ε-энтропии в общем виде дается теоремой Колмогорова — Витушкина: при всяких $S \geqslant 1$, $L > 0$, $C > 0$ существуют две положительные константы A и B, зависящие лишь от S, такие, что при достаточно малых $\varepsilon > 0$ выполняются неравенства

$$AT(L/\varepsilon)^{1/s} \leqslant H_\varepsilon(F) \leqslant BT(L/\varepsilon)^{1/s},$$

где F — пространство функций $f(t)$, заданных на интервале $0 \leqslant t \leqslant T$, у которых всюду на этом отрезке существует $(s-1)$-я производная, удовлетворяющая условию Липшица с константой L, и таких, что $|f^{(k)}(0)| \leqslant C$ $(k = 0, 1, 2, \ldots, s-1)$.

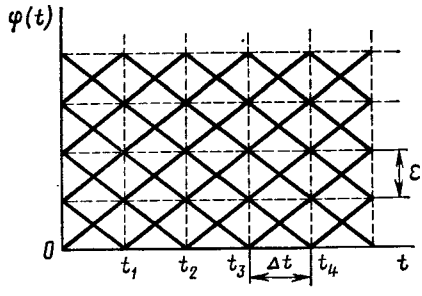


Рис. 1.9. Построение ε-сети

Итак, чтобы определить ε-энтропию, необходимо вычислить константы A и B, что делается для каждого конкретного функционального класса особо посредством соответствующих функциональных построений (единых рекомендаций по проведению таких построений нет). Показателем рациональности выбранного метода построения может служить степень сближения констант A и B.

Проведем вычисления ε-энтропии для функций, удовлетворяющих условию Липшица ($s = 1$), и для дважды дифференцируемых функций ($s = 2$).

Вычисление ε-энтропии для функций, удовлетворяющих условию Липшица. Обозначим через F пространство, которое включает в себя функции $f(t)$, принадлежащие классу Липшица и имеющие $|f(0)| \leqslant C$, а через Φ — совокупность функций $\varphi(t)$ (рис. 1.9), представляемых на интервале $(0, T)$ в виде t:

$$\varphi(t) = \varphi(0) + L\int_0^t \psi(t)\,dt,$$

где $L = \varepsilon/\Delta t$; $\psi(t)$ — функция, принимающая лишь значения $+1$ или -1 и постоянная на каждом из участков Δt.

Числа $|\varphi(0)| < C$ таковы, что для двух различных функций $\varphi_1(t)$ и $\varphi_2(t)$ на интервале $(0, T)$ $\varphi_1(t) = \varphi_1(0) + L\int_0^t \psi(t)\,dt$; $\varphi_2(t) = \varphi_2(0) + L\int_0^t \psi(t)\,dt$.

Функция, заданная на отрезке (a, b), принадлежит классу Липшица первого порядка, если $|f(t_1) - f(t_2)| \leqslant L|x_1 - x_2|$ удовлетворяют неравенству

$$|\varphi_1(0) - \varphi_2(0)| \leqslant 2k\varepsilon \quad (k = 0, 1, 2, \ldots, C/\varepsilon).$$

Из рис. 1.10 видно, что совокупность Φ функций $\varphi(t)$ образует ε-сеть для пространства F. А это означает, что соответствующим выбором на каждом участке знака функции $\psi(t) = \pm 1$ можно добиться того, чтобы всюду на интервале $(0, T)$ выполнялось неравенство

$$|f(t) - \varphi(t)| \leqslant \varepsilon.$$

Подсчитаем количество элементов ε-сети для F.

Число значений, которые может принимать функция при $t = 0$, равно C/ε. Число участков Δt на интервале $[T]$ будет равно $T/\Delta t$. Отсюда число функций $\varphi(t)$, образующих ε-сеть для пространства F, равно $(C/\varepsilon)\, 2^{T/\Delta t}$.

На основании (1.23) для оценки ε-энтропии сверху можно записать, что

$$H_\varepsilon(F) \leqslant \log_2\left(\frac{C}{\varepsilon} 2^{T/\Delta t}\right),$$

или

$$H_\varepsilon(F) \leqslant \frac{T}{\Delta t} + \log_2 \frac{C}{\varepsilon}.$$

Чтобы получить оценки ε-энтропии снизу, построим 2ε-различимые множества в пространстве F.

Зафиксируем некоторое число $\eta > 0$ и положим

$$\varepsilon + \eta = \varepsilon' = L'\Delta t.$$

Покажем, что функции $\varphi_1'(t)$ и $\varphi_2'(t)$, представленные в виде

$$\varphi_1'(t) = \varphi'(0) + L' \int_0^t \psi(t)\, dt \qquad (1.24)$$

хотя бы в одной точке интервала $(0, T)$ отличаются более чем на 2ε.

Числа $|\varphi_i(0)| < C$ таковы, что для двух различных функций $\varphi_1'(t)$ и $\varphi_2'(t)$ удовлетворяют равенству

$$|\varphi_1'(0) - \varphi_2'(0)| = 2k\varepsilon' \quad (k = 0, 1, 2, \ldots, C/\varepsilon').$$

Если $\varphi_1'(0) \neq \varphi_2'(0)$, то

$$|\varphi_1'(0) - \varphi_2'(0)| \geqslant 2\varepsilon'$$

и

$$|\varphi_1'(0) - \varphi_2'(0)| > 2\varepsilon.$$

Предположим, что

$$\varphi_1'(0) = \varphi_2'(0).$$

Тогда, учитывая что

$$|\psi_1(t)-\psi_2(t)|=2$$

получим

$$|\varphi_1'(t_k)-\varphi_2'(t_k)|=L'\int_0^{t_k}|[\psi_1(t)-\psi_2(t)]\,dt|=$$

$$=L'\int_0^{t_k}2dt=2L'\,\Delta t=2L'\,\varepsilon'/L'=2\varepsilon'>2\varepsilon.$$

Таким образом, функции $\varphi_1'(t)$ и $\varphi_2'(t)$ различимы в пространстве 2ε.

Из рис. 1.9 ясно, что в пространстве F имеется таких элементов (попарно отстоящих друг от друга более чем на 2ε) менее чем $(C/\varepsilon')\ 2^{T/\Delta t}$.

Следовательно,

$$h_{2\varepsilon'}(F)\geqslant\frac{T}{\Delta t}+\log_2\frac{C}{\varepsilon'}.$$

Так как последнее неравенство справедливо при сколь угодно малом η, то на основании (1.23) имеем

$$H_\varepsilon(F)\geqslant\frac{TL'}{\varepsilon'}+\log_2\frac{C}{\varepsilon'}. \qquad (1.25)$$

Учитывая неравенства (1.24) и (1,25) и что $\Delta t=\varepsilon/L$, получаем

$$\frac{TL}{\varepsilon}+\log_2\frac{C}{\varepsilon}\leqslant H_\varepsilon(F)\leqslant\frac{TL}{\varepsilon}+\log_2\frac{C}{\varepsilon},$$

т. е.

$$H_\varepsilon(F)=\frac{TL}{\varepsilon}+\log_2\frac{C}{\varepsilon}. \qquad (1.26)$$

Константы A и B в теореме Колмогорова — Витушкина для этого случая равны между собой.

Вычисление ε-энтропии для дважды дифференцируемых функций. Обозначим через F пространство, которое включает в себя функции $f(t)$, заданные на интервале $(0, T)$:

$$\left.\begin{aligned}&|f(0)|\leqslant C;\\&|f'(t)|\leqslant N;\\&|f''(t)|\leqslant M,\end{aligned}\right\}$$

где N и M — константы.

Чтобы оценить ε-энтропию, следует также построить ε-сеть для пространства F и 2ε-различимое в пространстве F множество.

Для построения ε-сети можно воспользоваться семейством Ф функций $\varphi(t)$, которые можно представить в виде

$$\varphi(t)=\varphi(0)+k\int_0^t\psi(t)\,dt,$$

где $k = \varepsilon/\Delta t$; $\psi(t)$ — постоянная на каждом из участков Δt [$\psi(t) = 0; \pm 1; \pm 2; \ldots; \pm (N/k + 1)$].

Функции $\varphi(t)$ семейства Φ таковы, что $|\varphi(0)| \leqslant C$; $|\varphi'(t)| \leqslant N$.

Геометрически Φ представляет собой семейство кусочно-линейных непрерывных функций, допускающих определенное конечное количество возможных наклонов на каждом из участков. Если подобрать функции $\varphi(t)$ так, чтобы всюду соблюдалось неравенство

$$|f(t) - \varphi(t)| \leqslant (\varepsilon + \delta^2 M/8) = \varepsilon'$$

(где $\delta^2 M/8$ — погрешность аппроксимации), то Φ будет представлять ε-сеть для пространства F.

Подсчитав количество элементов ε'-сети, как и в предыдущем случае, можно определить верхний предел ε-энтропии.

Для оценки ε-энтропии снизу построим 2ε-различимое в пространстве F множество. Затем обозначим через G множество функций $g(t)$, представимых на интервале в виде

$$g(t) = g(0) + M \int_0^t \psi(t)\, dt.$$

Получим

$$|g(t)| \leqslant N; \quad |g'(t)| \leqslant M.$$

Функция $\psi(t)$ на каждом из участков Δt принимает лишь одно из двух значений ($+1$ или -1).

Очевидно, что совокупность функций $f^*(t)$, записанных в виде

$$f^*(t) = f^*(0) + \int_0^t g(t)\, dt, \tag{1.27}$$

при условии, что $|f^*(0)| \leqslant C$, принадлежит пространству F. На функции (1.27) можно наложить такие условия, чтобы они представляли собой 2ε-различимое в пространстве множество.

Следует отметить, что учет более полных априорных сведений об исследуемом процессе связан с тяжелыми математическими выкладками, а получаемое при этом уточнение ε-энтропии практически несущественно.

Итак, с одной стороны, ε-энтропия позволяет определить минимальную двоичную последовательность для представления исследуемого процесса с заданной точностью ε; с другой стороны, если источник вырабатывает информацию в виде двоичных чисел, с помощью ε-энтропии представляется возможность оценить ее избыточность и, следовательно, целесообразность проведения сжатия.

ГЛАВА 2

КАНАЛЫ И СИСТЕМЫ СВЯЗИ

§ 2.1. ОСНОВНЫЕ ОПРЕДЕЛЕНИЯ

Информация независимо от своего конкретного содержания и формы всегда передается от источника к потребителю. Информацию, представленную в определенной форме, называют *сообщением*. Для передачи сообщения от источника к потребителю, удаленных друг от друга, необходима система связи.

Системой связи (*системой обмена*) называют совокупность технических средств и математических методов, предназначенных для организации обмена сообщениями между пунктами. Схема такой системы связи между двумя пунктами приведена на рис. 2.1. Она включает в себя передатчик *П*, канал *К* и приемник *Пр*. *Передатчик* — это комплекс технических устройств, предназначенных для преобразования сообщения некоторого источника в сигнал, который может быть передан по данному каналу. *Канал связи* — совокупность технических средств и физическая среда, предназначенные для передачи сигнала. Физическая среда, по которой распространяется сигнал (например, электромагнитные колебания), называется *линией*. *Приемник* — комплекс технических устройств, осуществляющих преобразование сигнала, появляющегося на выходе канала, в сообщение.

Преобразование сообщения в сигнал при передаче сводится к операциям кодирования и модуляции, для реализации которых в передатчике имеются кодирующее устройство и модулятор. Соответственно приемник включает в себя демодулятор и декодирующее устройство.

Каналы классифицируют по различным признакам. В зависимости от назначения системы, в состав которой входят каналы, их подразделяют на телефонные, телевизионные, телеграфные, телеметрические, телекомандные, передачи цифровой информации и др.; по используемым линиям связи — на кабельные, радиорелейные и др.; по полосе занимаемых частот — на тональные, надтональные, высокочастотные, коротковолновые, световые и др.

В зависимости от структуры сигналов каналы подразделяют на непрерывные, дискретные и комбинированные (непрерывно-дискретные или дискретно-непрерывные). В непрерывных каналах связи для передачи сообщений используют непрерывные сигналы, в дискретных — дискретные и, наконец, в комбинированных — сигналы того и другого вида. Такое подразделение каналов связи и введенное ра-

нее подразделение сигналов на непрерывные и дискретные приводит к четырем возможным разновидностям организации передачи сообщений от источника к потребителю.

1. Источник информации вырабатывает непрерывный сигнал, доставляемый потребителю в форме непрерывной функции, — канал связи непрерывный.

2. Источник информации вырабатывает непрерывный сигнал, доставляемый потребителю в дискретной форме, — канал связи непрерывно-дискретный.

3. Источник информации вырабатывает дискретный сигнал, доставляемый потребителю в форме непрерывной функции, — канал связи дискретно-непрерывный.

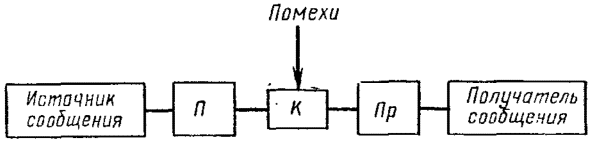


Рис. 2.1. Структурная схема системы связи

4. Источник информации вырабатывает дискретный сигнал, доставляемый потребителю в дискретной форме, — канал связи дискретный.

Выбор того или иного канала зависит от характера источника информации, возможности преобразования первичного сигнала, вырабатываемого источником информации, возможности использования того или иного канала в конкретной АСУ, характеристик потребителя информации с точки зрения структуры обрабатываемого сигнала.

Классификация дискретных и непрерывных каналов условна, так как часто дискретный канал содержит внутри себя непрерывный канал, на входе и выходе которого имеются непрерывные сигналы.

При математическом описании дискретного канала связи обычно не учитывают то, что в нем имеется непрерывный канал связи.

Теоретически дискретный канал определяют, задаваясь алфавитом кодовых символов на входе, алфавитом кодовых символов на выходе, количеством информации, пропускаемой каналом в единицу времени, и значением вероятностных характеристик.

В зависимости от количества кодовых символов в алфавите (используемой системы счисления) канал называют *двоичным*, если $m = 2$, троичным — $m = 3$ и т. д.

Источники и потребители информации могут объединяться между собой как по прямым (некоммутируемым) каналам, так и по транзитным трактам, составленным из нескольких каналов путем их коммутации (КК — коммутация каналов) или поэтапной передачей сообщений через центры коммутации по мере освобождения каналов данного направления (КС — коммутация сообщений).

Каналы, объединяющие между собой оконечные устройства (источники, потребители) и центры коммутации, называют *абонентскими* (АК).

§ 2.2. МОДУЛЯЦИЯ И ДЕМОДУЛЯЦИЯ

Модуляция. При передаче информации по линии связи переносчиком информации служит сигнал (в электрических линиях связи — постоянный или переменный ток, в радиолиниях — электромагнитные колебания). На передающем пункте воздействуют на сигнал с целью изменения его параметров таким образом, чтобы он однозначно отражал передаваемое сообщение (букву или слово). Процесс перехода от кодовых символов к элементам сигнала называют *модуляцией.*

Различные виды модуляции характеризуются различными видами физических сигналов и их параметров, подвергающихся воздействию.

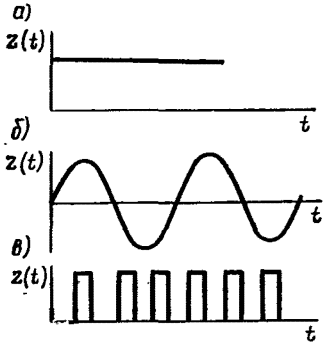


Рис. 2.2. Виды кодовых сигналов

Для образования сигналов могут использоваться постоянные состояния, колебания или импульсы любой физической природы (акустические, электрические, радио, рис. 2.2).

Носитель информации $z\,(t)$, показанный на рис. 2.2, *а*, характеризуется постоянным состоянием (например, постоянный уровень электрического тока или напряжения). Модуляция в данном случае сводится к такому изменению сигнала, при котором устанавливается необходимое соответствие с кодовой комбинацией (например, единице соответствует 6 В, а нулю — 0,5 В).

Носитель информации $z\,(t)$, показанный на рис. 2.2, *б*, характеризуется гармоническим колебанием, что свойственно линиям связи с частотным уплотнением и радиолиниям, где переносчиком информации является несущая частота. Параметрами, которые могут подвергаться при этом воздействию, будут амплитуда U_0, фаза φ и частота ω: $u = U_0 \cos(\omega_0 t + \varphi_0)$, где U_0, ω_0, φ_0 — соответственно амплитуда, частота и начальная фаза.

Носитель информации $z\,(t)$, показанный на рис. 2.2, *в*, характеризуется периодической последовательностью импульсов, что находит применение в многоканальных системах с временным разделением каналов. При этом изменению могут подвергаться амплитуда U_0 импульсов, их позиция или фаза φ, длительность импульсов или пауз τ, частота импульсов f и коды, образуемые ими.

В системах связи основное распространение получили модуляция гармонических колебаний и импульсная модуляция.

Модуляция гармонических колебаний. В каналах с частотным уплотнением и радиолиниях используют сигналы высоких несущих частот. Спектры сигналов в системах управления и передачи цифровой информации часто находятся в области низких частот. Поэтому для организации передачи информации возникает необходимость модуляции (введения переносчика).

В зависимости от того, какой параметр изменяется в гармониче-

ском колебании, различают модуляцию амплитудную, частотную, фазовую.

Амплитудная модуляция. При амплитудной модуляции гармонического колебания (рис. 2.3) воздействию подвергается амплитуда сигнала, которая изменяется во времени в соответствии с передаваемым низкочастотным сигналом:

$$u = U_0 \cos(\omega_0 t + \varphi_0). \tag{2.1}$$

Сигнал при амплитудной модуляции в общем виде записывается так:

$$u_{AM} = [U_0 + \Delta u f(t)] \cos(\omega_0 t + \varphi_0),$$

или

$$u_{AM} = U_0 \left[1 + \frac{\Delta u}{U_0} f(t)\right] \cos(\omega_0 t + \varphi_0), \tag{2.2}$$

где Δu — предельное изменение амплитуды низкочастотного сигнала; $f(t)$ — функция низкочастотного сигнала во времени (модулирующая функция); $\Delta u/U_0 = M$ — *коэффициент модуляции.*

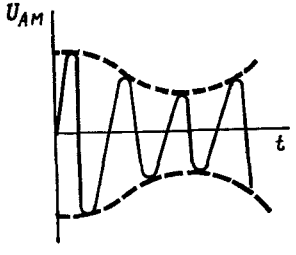


Рис. 2.3. Амплитудная модуляция (АМ) синусоидального сигнала

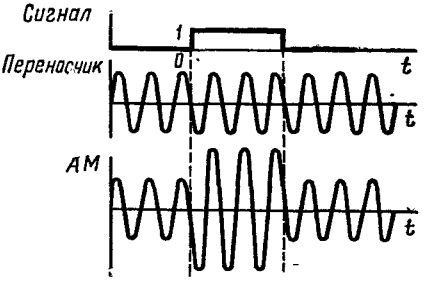


Рис. 2.4. Амплитудная модуляция (АМ) при скачкообразном изменении сигнала

При амплитудной модуляции во избежание искажений, связанных с перемодуляцией, необходимо, чтобы коэффициент модуляции был меньше единицы ($M < 1$).

На рис. 2.4 изображена модуляция при скачкообразном изменении модулирующей функции.

Если $\Delta u f(t)$ представляет собой низкочастотное гармоническое колебание с параметрами частоты Ω и фазы Φ, то

$$u_{AM} = U_0 [1 + M \cos(\Omega t + \Phi)] \cos(\omega_0 t + \varphi_0)$$

или

$$u_{AM} = U_0 [\cos(\omega_0 t + \varphi_0) + M \cos(\Omega t + \Phi) \cos(\omega_0 t + \varphi_0)]. \tag{2.3}$$

Заменяя в последнем слагаемом произведение косинусов на их сумму, получим

$$u_{\text{АМ}} = U_0 \{\cos(\omega_0 t + \varphi_0) + \frac{M}{2}\cos[(\omega_0 + \Omega)t + \varphi_0 + \Phi] + \frac{M}{2}\cos[(\omega_0 - \Omega)t + \varphi_0 - \Phi]\}. \quad (2.4)$$

Это выражение показывает, что спектр амплитудно-модулированного сигнала состоит из трех составляющих: несущей с частотой ω_0 (первое слагаемое), боковой с частотой $\omega_0 + \Omega$ (второе слагаемое) и боковой с частотой $\omega_0 - \Omega$ (третье слагаемое).

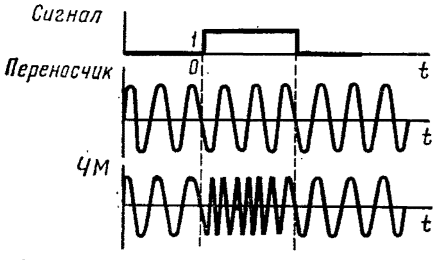


Рис. 2.5. Частотная модуляция (ЧМ)

Частотная модуляция. При частотной модуляции в соответствии с передаваемым низкочастотным сигналом изменяется частота сигнала (рис. 2.5):

$$\omega = \omega_0 + \Delta\omega f(t), \quad (2.5)$$

где $\Delta\omega$ — предельное изменение — девиация частоты от модуляции низкочастотным сигналом; $f(t)$ — функция низкочастотного сигнала во времени.

Написанное выражение нельзя непосредственно подставить в выражение

$$u = U_0 \cos(\omega_0 t + \varphi_0),$$

как это делалось в предыдущем случае, поскольку при изменении частоты всегда меняется и фаза, а при изменении фазы меняется и частота, т. е. частотная и фазовая модуляции взаимосвязаны (иногда их вследствие этого объединяют под общим названием *угловой модуляции*).

Допустим, что

$$\Delta\omega f(t) = \Delta\omega_m \cos(\Omega t + \Phi). \quad (2.6)$$

Подставляя (2.6) в (2.5), получим

$$\omega = \omega_0 + \Delta\omega_m \cos(\Omega t + \Phi).$$

Если теперь использовать носитель информации в виде стабильного по амплитуде переменного напряжения

$$u = U_0 \cos\theta(t) \quad (2.7)$$

(где $\theta(t) = \omega_0 t + \varphi_0$ — мгновенная фаза переменного напряжения), то частота не постоянна и ее мгновенное значение определяется как

$$\omega = d\theta/dt,$$

а фаза колебаний с переменной угловой скоростью как

$$\theta = \int_0^t \omega dt. \tag{2.8}$$

Учитывая это, (2.7) можно записать в виде

$$u = U_0 \cos \int_0^t \omega dt.$$

Таким образом, чтобы составить выражение для частотной модуляции, необходимо проинтегрировать выражение (2.5):

$$\int_0^t \omega dt = \int_0^t [\omega_0 + \Delta\omega f(t)]\, dt, \tag{2.9}$$

откуда с учетом (2.8)

$$\theta = \omega_0 t + \Delta\omega \int_0^t f(t)\, dt. \tag{2.10}$$

Обозначив $\int_0^t f(t)\, dt = F(t)$, можно записать, что

$$u_{\text{ЧМ}} = U_0 \cos [\omega_0 t + \Delta\omega F(t)]. \tag{2.11}$$

Если $f(t)$ представляет собой гармоническое колебание с параметрами Ω и Φ, то

$$u_{\text{ЧМ}} = U_0 \cos [\omega_0 t + \Delta\omega \int_0^t \cos(\Omega t + \Phi)\, dt] = U_0 \cos [\omega_0 t + (\Delta\omega/\Omega) \sin(\Omega t + \Phi) + \varphi_0].$$

Отношение $\Delta\omega/\Omega = m$ называется индексом модуляции и имеет смысл наибольшего отклонения фазы в процессе модуляции:

$$u_{\text{ЧМ}} = U_0 \cos [\omega_0 t + m \sin(\Omega t + \Phi) + \varphi_0].$$

Если модулирующая функция $f(t)$ имеет более сложный вид и может быть представлена как сумма косинусоид, то

$$u_{\text{ЧМ}} = U_0 \cos [\omega_0 t + \sum_{k=1}^{n} m_k \sin(\Omega_k t + \Phi_k) + \varphi_0], \tag{2.12}$$

где $m_k = \Delta m_k/\Omega_k$ — частотные индексы модуляции, зависящие от амплитуд и частот соответствующих гармоник.

Фазовая модуляция. Фазовая модуляция характеризуется изменением фазы сигнала в соответствии с передаваемым сообщением (рис. 2.6):

$$\varphi = \varphi_0 + \Delta\varphi f(t), \tag{2.13}$$

где $\Delta\varphi$ — предельное изменение фазы от модуляции низкочастотным сигналом; $f(t)$ — функция низкочастотного сигнала.

Аналитическое выражение для фазо-модулированных колебаний можно получить путем подстановки (2.13) в уравнение для синусоидальных колебаний:

$$u_{\text{ФМ}} = U_0 \cos [\omega_0 t + \Delta\varphi f(t)], \qquad (2.14)$$

где $\varphi_0 = 0$. При сравнении выражений (2.14) и (2.11) видно, что в аргументе косинуса в выражении при частотной модуляции стоит интеграл модулирующей функции $\int_0^t f(t)\,dt$, а при фазовой модуляции — сама модулирующая функция $f(t)$. Если же модулирующие (информационные) функции представляют собой синусоиды $f(t) = \sin \Omega t$ с постоянной частотой Ω, то сигналы при частотной и фазовой модуляциях различить трудно. При сложной модулирующей функции с частотой $\Omega(t)$, изменяющейся во времени, аналитические выражения сигналов при частотной и фазовой модуляциях различаются легко.

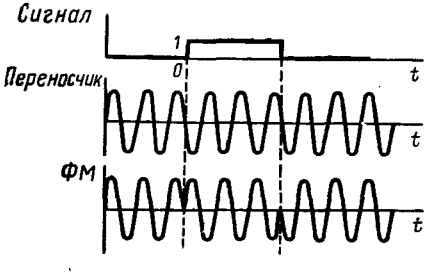


Рис. 2.6. Фазовая модуляция (ФМ)

Модуляция импульсных сигналов. В импульсных системах передачи переносчиками информации являются последовательности импульсов, длительность $\tau_м$ которых обычно значительно меньше периода следования T_0. Чем больше скважность $\gamma = T_0/\tau_м$, тем меньше энергия импульсного сигнала по сравнению с энергией непрерывного сигнала (при одинаковых пиковых значениях). Увеличение временных интервалов между импульсами одновременно позволяет увеличить размещение в них импульсов других каналов, т. е. осуществить многоканальную связь с временным разделением каналов.

Выражение для импульсного переносчика информации будет

$$u = U_0 \sum_i f_1(t - t_0 - iT_0) \quad (i = 0;\ 1;\ 2...), \qquad (2.15)$$

где U_0 — амплитуда импульса; $f_1(t)$ — функция, описывающая форму одиночного импульса; t_0 — начальная фаза (сдвиг относительно выбранного начала отсчета); T_0 — период следования импульсов.

Чаще всего последовательность однополярных прямоугольных импульсов характеризуется четырьмя параметрами: U_0, t_0, T_0, длительностью импульсов $\tau_и$.

Процесс изменения параметров импульсной последовательности сигнала переносчика называют *импульсной модуляцией*. Различаются следующие виды импульсной модуляции: амплитудно-импульсная, широтно-импульсная, фазо-импульсная, частотно-импульсная.

Рассмотрим сущность каждого из вышеперечисленных видов модуляции.

Амплитудно-импульсная модуляция. Амплитудно-импульсная модуляция — это модуляция, при которой изменяется только амплитуда

импульсов — переносчиков информации. При ней сигнал записывается в виде

$$U(t) = [U_0 + \Delta u f(t)] \sum_i f_1(t - t_0 - iT_0) =$$

$$= U_0 \left[1 + \frac{\Delta u}{U_0} f(t)\right] \sum_i f_1(t - t_0 - iT_0). \qquad (2.16)$$

Различают два вида амплитудио-импульсной модуляции: в одном случае (рис. 2.7, *а*) амплитуда каждого из импульсов изменяется в соответствии с изменением модулирующей функции; в другом

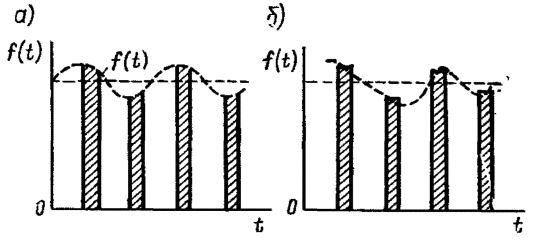


Рис. 2.7. Амплитудно-импульсная модуляция (АИМ)

(рис. 2.7, *б*) — амплитуда каждого из импульсов остается постоянной и равной значению модулирующей функции в некоторый момент времени в пределах существования импульса (например, значению модулирующей функции в момент начала импульса). Модулирующей же функции соответствует общий характер изменения последовательности импульсов.

Широтно-импульсная модуляция. Этот вид модуляции характеризуется изменением (увеличением) длительности импульсов за счет смещения обоих его фронтов в функции модулирующего сигнала (рис. 2.8). Поэтому такой вид модуляции иногда называют *длительно-импульсной модуляцией.* Разновидностью этого вида модуляции является одностороннее изменение длительности импульса за счет смещения одного из фронтов. Предположим, что немодулированные видеоимпульсы имеют прямоугольную форму и длительность $\tau_и$. Примем за начало отсчета времени момент, соответствующий середине импульса, так что на интервале, равном периоду следования T_0, сигнал

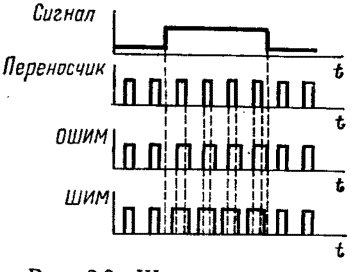


Рис. 2.8. Широтно-импульсная модуляция (ШИМ)

$$f_1(t) = \begin{cases} U_0 & t_1 < t < t_2; \\ 0 & t_1 > t > t_2, \end{cases} \qquad (2.17)$$

где t_1 и t_2 — соответственно времена, определяющие положение переднего и заднего фронтов импульса; $\tau_и = t_2 - t_1$.

Пусть при модуляции ширины импульса по закону $f(t) = \sin \Omega t$ соответственно изменяется лишь временное положение переднего фронта импульса, а положение заднего фронта остается неизменным, т. е. реализуется односторонняя широтно-импульсная модуляция.

Обозначим максимальное отклонение переднего фронта импульса через $\Delta\tau$ ($\Delta\tau \leqslant \tau_и$). Тогда положение фронтов импульсов при модуляции выражается соотношениями

$$t_1(t) = -0{,}5\,\tau_и - \Delta\tau \sin \Omega t;$$

$$t_2(t) = 0{,}5\,\tau_и.$$

Представим немодулированную последовательность видеоимпульсов прямоугольной формы рядом Фурье:

$$u(t) = \frac{U_0(t_2 - t_1)}{T_0} + \frac{U_0}{\pi} \sum_{k=1}^{\infty} \frac{1}{k} [\sin k\Omega_0 (t - t_1) - \sin k\Omega_0 (t - t_2)]. \quad (2.18)$$

или, подставляя значения t_1 и t_2, получим выражение модулированного сигнала:

$$u_{ШИМ}(t) = \frac{U_0}{T_0}(0{,}5\tau_и + 0{,}5\tau_и + \Delta\tau \sin \Omega t) +$$

$$+ \frac{U_0}{\pi} \sum_{k=1}^{\infty} \frac{1}{k} [\sin k\Omega_0 (t + 0{,}5\tau_и + \Delta\tau \sin \Omega t) - \sin k\Omega_0 (t - 0{,}5\tau_и)],$$

откуда

$$u_{ШИМ}(t) = \frac{U_0}{T_0}\tau_и + \frac{U_0}{T_0}\Delta\tau \sin \Omega t + \frac{U_0}{\pi} \sum_{k=1}^{\infty} \frac{1}{k} [\sin k\Omega_0 (t +$$

$$+ 0{,}5\tau_и + \Delta\tau \sin \Omega t) - \sin k\Omega_0 (t - 0{,}5\tau_и)]. \quad (2.19)$$

Это выражение говорит о том, что при модуляции коэффициенты ряда Фурье не остаются неизменными, а являются некоторыми периодическими функциями времени. Спектр сигнала при широтно-импульсной модуляции имеет более сложную структуру, чем спектр сигнала при амплитудно-импульсной модуляции при том же законе модуляции, так как в этом спектре появляются искажения, вызванные модуляцией.

Фазо-импульсная модуляция. Фазо-импульсная модуляция характеризуется тем, что временное положение импульсов может изменяться в соответствии с информационной функцией (рис. 2.9). Поэтому такой вид модуляции называют также *позиционно-импульсной модуляцией.* Ширина импульсов при фазо-импульсной модуляции не изменяется.

Пусть информационная функция имеет вид

$$f(t) = \sin \Omega t.$$

Примем, что при $\sin \Omega t > 0$ импульсы сдвигаются влево от исходной точки (т. е. в сторону опережения), а при $\sin \Omega t < 0$ — вправо (в сторону отставания). Тогда изменение положения фронтов импульсов при фазо-импульсной модуляции можно записать так:

$$t_1(t) = 0{,}5\,\tau_и - \Delta t \sin \Omega t; \qquad (2.20)$$
$$t_2(t) = 0{,}5\,\tau_и - \Delta t \sin \Omega (t - \Delta t),$$

где Δt — величина смещения импульса во времени.

Подстановка этих значений в выражение для немодулированной последовательности видеоимпульсов прямоугольной формы, записанной в виде ряда Фурье, дает следующее выражение:

$$u(t) = \frac{U_0}{T}[0{,}5\tau_и - \Delta t \sin \Omega (t - \Delta t) - 0{,}5\tau_и + \Delta t \sin \Omega t] +$$
$$+ \frac{U_0}{\pi} \sum_{k=1}^{\infty} \frac{1}{k} [\sin k\Omega_0 (t - 0{,}5\tau_и + \Delta t \sin \Omega t) -$$
$$\sin k\Omega_0 [t - 0{,}5\tau_и - \Delta t \sin \Omega (t - \Delta t)]. \qquad (2.21)$$

Из (2.21) видно, что коэффициенты ряда Фурье изменяются из-за модуляции. Исследование спектральной структуры показывает наличие частотных искажений. По этим причинам демодуляция сигнала фазо-импульсной модуляции осуществляется путем его преобразования в сигнал широтно-импульсной модуляции с последующим выделением спектра сообщения с помощью фильтра нижних частот.

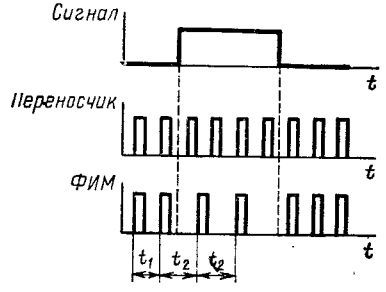


Рис. 2.9. Фазо-импульсная модуляция (ФИМ)

Частотно-импульсная модуляция. При этом виде модуляции изменяется частота следования импульсов в соответствии с передаваемым сообщением.

Различие между фазо-импульсной и частотно-импульсной модуляциями аналогично различию между фазовой и частотной модуляциями синусоидального переносчика.

Демодуляция. *Демодуляция* — это процесс выделения низкочастотного (модулирующего) сигнала из высокочастотного, т. е. процесс, обратный модуляции. При непрерывной модуляции демодуляция принципиально равнозначна процессу детектирования, который состоит из двух частей: создания низкочастотного сигнала на основе модулированных высокочастотных колебаний, отфильтрования полезного низкочастотного сигнала от высокочастотных колебаний.

Первая часть процесса детектирования обычно осуществляется с помощью детекторов, вторая — с помощью фильтров.

При детектировании амплитудной модуляции колебаний часто применяют двухтактное детектирование, что влечет за собой двухполупериодное выпрямление несущей частоты. Если, например, модули-

рующая функция $f(t)$ представляет собой $\sin \Omega t$ и $\varphi_0 = 0$, то на основании (2.2) для амплитудно-модулированного напряжения

$$u_{AM} = U_0 (1 + M \sin \Omega t) \sin \omega_0 t. \qquad (2.22)$$

Ток в цепи линейного детектора ($i_{AM} = k \mid u_{AM} \mid$) можно определить, взяв модуль выражения (2.22), а так как модуль произведения равен произведению модулей сомножителей, то находят модуль каждого из сомножителей. Поэтому, учитывая, что первые два сомножителя всегда положительные, ток

$$i_{AM} = kU_0 (1 + M \sin \Omega t) \mid \sin \omega_0 t \mid, \qquad (2.23)$$

где $\mid \sin \omega_0 t \mid$ — выпрямленная синусоида при двухполупериодном выпрямлении.

Разложение в ряд Фурье $\mid \sin \omega_0 t \mid$ дает

$$\mid \sin \omega_0 t \mid = \frac{2}{\pi} \left(1 - 2 \sum_{k=1}^{\infty} \frac{\cos 2k\omega_0 t}{4k^2 - 1} \right).$$

Следовательно,

$$i_{AM} = \frac{2}{\pi} kU_0 \left[(1 + M \sin \Omega t) - 2 \sum_{k=1}^{\infty} \frac{\cos 2k\omega_0 t}{4k^2 - 1} - \right.$$

$$\left. - 2M \sum_{k=1}^{\infty} \frac{\sin \Omega t \cos 2k\omega_0 t}{4k^2 - 1} \right]. \qquad (2.24)$$

Формула (2.24) показывает, что в выражение для тока входят слагаемое $1 + M \sin \Omega t$ (модулирующий сигнал, выделение которого и является целью демодуляции), частные гармоники несущей частоты с частотами $2k\omega_0$ (первая сумма) и с частотами $2k\omega_0 + \Omega$ (вторая сумма). Если характеристика детектора имеет вид, отличный от линейной характеристики, то для детектирования годятся нелинейные зависимости, симметричные относительно оси ординат. Зависимости такого рода должны содержать четную часть, например функции $\mid x \mid$, x^2, x^4, $\cos x$ и т. д. пригодны в качестве характеристик детекторов, а функции x, x^3, $\sin x$ и т. д. — непригодны.

Демодуляция частотно-модулированных колебаний состоит в том, что сначала эти колебания преобразуются в амплитудно-модулированные колебания, а затем детектируются, как описано выше. Демодуляция амплитудно-импульсного модулированного сигнала почти не отличается от детектирования амплитудно-модулированного колебания. Различие состоит лишь в составе высокочастотной части спектра, которая все равно должна быть отфильтрована. То же относится и к широтно-импульсной модуляции, так как составляющая низкой частоты после обычного детектирования импульсно-модулированного сигнала пропорциональна площади импульса и неважно, будет ли меняться в огибающей импульса при модуляции амплитуда или длительность.

При фазо-импульсной модуляции площадь импульса остается неизменной, а модуляция состоит лишь в смещении импульса относительно тактовой точки. Поэтому при демодуляции фазо-импульсной модуляции нужно предварительно преобразовать ее в амплитудно-или широтно-импульсную модуляции или же в такую форму, в которой изменяется площадь импульса. В качестве преобразователя фазо-импульсной модуляции в широтно-импульсную модуляцию может быть использован триггер, включаемый тактовыми импульсами, а выключаемый импульсами фазо-импульсной модуляции.

§ 2.3. ПОМЕХИ

Из-за различных несовершенств каналов связи, передатчиков, линий связи, приемников, а также внешних возмущений передаваемая информация подвергается воздействию различных помех, из-за чего передаваемый сигнал $z(t)$ искажается.

В непрерывном канале помехи вызывают изменение формы, масштаба и задержки принимаемого сигнала относительно передаваемого. В дискретных каналах следствием помех являются искажения передаваемых сигналов или появление ложных символов.

Если искаженный сигнал $z'(t)$ на выходе связан с входным сигналом $z(t)$ вполне определенной функциональной зависимостью, которая позволяет в точности восстановить первоначальный сигнал, то такие искажения называют *регулярными*.

Если из-за помех нарушается взаимооднозначное соответствие между сигналами на входе и выходе, то такие помехи называют *нерегулярными*.

По виду воздействия на основной сигнал помехи $\xi(t)$ можно разделить на *аддитивные* $\xi_а(t)$ и *мультипликативные* $\xi_м(t)$.

В случае наличия *аддитивных помех* зависимость между принимаемым сигналом $z'(t)$ и передаваемым сигналом $z(t)$ можно представить в виде суммы:

$$z'(t) = z(t) + \xi_а(t). \tag{2.25}$$

При *мультипликативных помехах* принимаемый сигнал можно представить в виде произведения:

$$z'(t) = z(t)\ \xi_м(t). \tag{2.26}$$

Помехи могут иметь самую различную природу возникновения и учесть индивидуальные особенности каждого источника помех почти невозможно. Поэтому обычно используют статистические характеристики помех, сводя их к нескольким типичным видам, которые можно подразделить на флуктуационные и импульсные.

Флуктуационные помехи представляют собой непрерывную случайную функцию времени. Такой функцией может описываться широкий класс помех, происходящих от многочисленных источников (промышленных источников помех). Характерной особенностью флуктуационных помех является наложение большого количества переходных процессов, отдельных выбросов и практическое отсутствие выбросов, превышающих основной уровень более чем в 3—4 раза. В си-

лу последнего явления флуктуационные помехи называют *гладкими шумовыми помехами.*

В статистической теории случайных процессов доказывается, что при наложении большого числа независимых воздействий их суммарное распределение близко к нормальному. Отсюда в большинстве случаев флуктуационные помехи имеют нормальный закон распределения.

Импульсные помехи представляют собой последовательность импульсов произвольной формы со случайными по величине амплитудой, длительностью и моментом появления. В этом виде помех нет наложения переходных процессов отдельных выбросов. Источниками импульсных помех являются различные промышленные электрические источники (искрообразование при включении и выключении двигателей, электросети, работе электросварочных аппаратов).

Часто случайные импульсные помехи называют *хаотическими импульсными помехами.* Из хаотических импульсных помех наибольшую опасность представляют помехи, имеющие параметры, по величине близкие к полезному сигналу и возникающие при работе приемных устройств по пороговому принципу.

§ 2.4. ПРОПУСКНАЯ СПОСОБНОСТЬ КАНАЛА СВЯЗИ

Рассмотрим некоторый канал связи, на вход которого поступает множество сигналов $z(t)$, а на выходе имеется множество сигналов $z'(t)$.

С помощью сигнала $z(t)$ передается сообщение $y(t)$. Количество информации $I'(y, z)$ относительно $Y(t)$, содержащееся в передаваемом сигнале $z(t)$ и поступающее на вход канала за одну секунду, называют *скоростью ввода информации в канал связи.*

Количество информации $I(y, z')$ относительно $y(t)$, содержащееся в принимаемом сигнале $z'(t)$ и передаваемое за одну секунду, называют *скоростью передачи информации по каналу связи.*

Будем считать, что сигнал $z(t)$ на входе канала полностью отображает входную информацию, т. е. $Y(y, z) = Y(y)$, и соответственно на выходе $Y(y, z') = Y(z, z')$.

Если скорость передачи символов сигнала $z'(t)$ по каналу равна $V_{z'}$, то скорость передачи информации

$$Y'(z, z') = V_{z'} Y(z, z'),$$

где $Y(z, z')$ — количество информации, содержащееся в символе на выходе.

Так как $I(y, z) = H(y) - H(y, z)$, то можно записать, что

$$Y(z, z') = H(z) - H(z/z') = H(z') - H(z'/z), \qquad (2.27)$$

где $H(z)$ — энтропия символа входного сигнала; $H(z')$ — энтропия символа выходного сигнала; $H(z/z')$ — условные (взаимные) энтропии символов входного и выходного сигналов.

В результате действия помех при передаче дискретной последовательности символов по реальному каналу связи последняя искажается,

т. е. на некоторой i-й позиции символ y_i' на приемной стороне будет отличаться от передаваемого символа y_i.

В простейшем случае условные вероятности $p\,(y'/y)$ того, что на i-й позиции с выхода канала будет выдан символ y', если на вход канала был подан символ y, для всех позиций i одинаковы и не зависят от значений y' и y на других позициях. В этом случае дискретный канал связи называют *стационарным дискретным каналом без памяти*, или *однородным каналом*.

Если условные вероятности перехода зависят от времени или от имевших место ранее переходов, то канал связи называют *неоднородным*, или *каналом с памятью*.

В простейшем случае дискретный канал связи может быть представлен как симметричный канал без памяти. *Симметричным каналом связи без памяти* называют такой стационарный дискретный канал, в котором вероятности искажения любого из символов одинаковы. В этом канале верность передачи не зависит от статистики передаваемой последовательности. Воздействие помехи при этом можно представить как позиционное суммирование входной последовательности алфавита кодовых символов y_i с независящей от нее последовательностью E_i мешающих символов, выдаваемых условным источником помехи, статистическая характеристика которой полностью определяет канал.

В симметричном канале без памяти ошибки кратности t подчиняются биномиальному закону распределения. Если обозначить вероятность ошибки символа через p, а вероятность безошибочного его приема — через $q = 1 - p$, то распределение ошибок в кодовой комбинации, состоящей из n символов, определится из разложения бинома:

$$(p+q)^n = q^n + C_n^1 p^1 q^{n-1} + C_n^2 p^2 q^{n-2} + \ldots + p^n = \sum_{t=0}^{n} C_n^t p^t q^{n-t}. \quad (2.28)$$

Каждый член разложения (2.28) характеризует вероятность появления t-кратной ошибки в комбинации при заданной вероятности p ошибки символов.

Значительно больший практический интерес представляют собой симметричные каналы с памятью, в которых вероятности перехода $p\,(y'/y)$ для каждой пары ij зависят как от времени, так и от переходов, имевших место ранее.

В симметричном канале с памятью распределение числа ошибок на протяжении некоторого блока символов любой длины n не всегда подчиняется биномиальному распределению. Подавляющее число реальных каналов имеет склонность к многоступенчатому группированию ошибок, в чем и выражается запоминание некоторого состояния канала.

При описании группирования ошибок с помощью простой цепи Маркова канал представляется набором S_i состояний, которые переходят друг в друга с вероятностью p_{ij} и в каждом из которых ошибки независимы и происходят с вероятностью p_i. Простейшей моделью

такого типа является модель Гилберта, в соответствии с которой канал может находиться в состояниях S_1 и S_2. Причем в состоянии S_1 ошибки отсутствуют, т. е. $p_1 = 0$, а в состоянии S_2 ошибки возникают с вероятностью p_2. Если известны вероятности прямого p_{12} и обратного p_{21} переходов, а также вероятности сохранения состояний p_{11} и p_{22}, то в этом случае статистика ошибок образует простую марковскую цепь последовательности состояний и определяется матрицей

$$\mathbf{P}(S) = \begin{Vmatrix} p_{11} & p_{12} \\ p_{21} & p_{22} \end{Vmatrix}. \tag{2.29}$$

С тем чтобы было выполнено условие группирования ошибок в пакеты, переходные вероятности состояний должны быть значительно меньше вероятностей сохранения состояний, т. е.

$$p_{12} \ll p_{11}; \quad p_{21} \ll p_{22}.$$

Вероятности пребывания канала в состояниях S_1 и S_2 соответственно:

$$P_1 = \frac{p_{21}}{p_{12} + p_{21}}; \quad P_2 = \frac{p_{12}}{p_{12} + p_{21}},$$

а вероятность ошибки символа

$$p = P_2 \cdot p_2 = P_2 \frac{p_{12}}{p_{12} + p_{21}},$$

причем p обычно много меньше p_2, поэтому $p_{12} < p_{21}$.

Простейшим обобщением модели Гилберта является модель, допускающая ошибки как в плохом, так и в хорошем состоянии. Статистика ошибок для нее будет определяться матрицей переходных вероятностей $\mathbf{P}(S)$ вида (2.29) и двумя вероятностями p_1 и p_2, а вероятность ошибки символа

$$p = p_1 \cdot P_1 + p_2 \cdot P_2 = \frac{p_1 \cdot p_{21} + p_2 \cdot p_{12}}{p_{21} + p_{12}}.$$

Остальные характеристики остаются такими же, как и у модели Гилберта, так как матрица переходных вероятностей $\mathbf{P}(S)$ для этих моделей одинакова.

Недостатком рассмотренных моделей является то, что они не отражают момента образования групп пакетов ошибок и реального распределения их длин. Однако это обстоятельство не умаляет их ценности при анализе систем передачи дискретной информации.

Максимально допустимую скорость передачи информации по всем допустимым распределениям входных сигналов называют *пропускной способностью канала* связи и обозначают через C:

$$C = \max I(z, z').$$

Если известна пропускная способность на один символ

$$C_1 = \max H(z, z'),$$

то

$$C = V_z C_1.$$

Во всех практических случаях пропускная способность канала связи является величиной конечной.

На основании знания пропускной способности К. Шеннон сформулировал теорему кодирования, которая заключается в том, что сообщения всякого дискретного источника могут быть закодированы сигналами $z(t)$ канала и восстановлены по сигналам $z'(t)$ на выходе канала с вероятностью ошибки, сколь угодно близкой к нулю, если производительность источника информации меньше пропускной способности канала.

Для случая, когда в канале отсутствуют искажения $y(t) = y'(t)$, количество информации, содержащееся в принятых символах, будет совпадать с энтропией источника:

$$I(y, y') = H(y) - H(y/y') = H(y).$$

Пропускная способность по определению равна $\max I'(y, y')$, но поскольку помехи отсутствуют, то $I'(y, y')$ достигается лишь тогда, когда на вход канала поступают символы со скоростью $V_{\max}$ от источника, имеющего энтропию $H_{\max}(y)$. Но $H_{\max}(y)$ будет в случае равной вероятности появления любого символа алфавита объемом m:

$$p_1 = p_2 = \ldots = p_m = 1/m; \quad H_{\max} = \log_2 m.$$

Следовательно, пропускная способность канала без помех

$$C = V \log_2 m.$$

Пропускная способность симметричного канала падает с увеличением энтропии $H(E)$ мешающего источника:

$$C_1 = \log_2 m - H(E).$$

Для двоичного симметричного канала $m = 2$, поэтому при отсутствии помех пропускная способность $C = V$, т. е. численно равна скорости поступления символов от источника информации.

§ 2.5. СТРУКТУРА И СПОСОБЫ ОРГАНИЗАЦИИ ИНФОРМАЦИОННЫХ СЕТЕЙ СВЯЗИ

Комплекс технических средств в системе связи, обеспечивающий передачу информации, называют *сетью связи* (*сетью обмена*).

К сетям связи, предназначенным для передачи какого-либо одного вида информации, относят сети связи телеграфные, телефонные, передачи дискретной информации и др. Эти сети связи в свою очередь делятся на локальные, интегральные, государственные и глобальные.

Локальные сети связи (рис. 2.10) включают в себя информационно-вычислительный центр *ИВЦ* и несколько абонентских пунктов *АП*,

связанных с *ИВЦ* с помощью тех или иных каналов связи. В случае использования некоммутируемых каналов они сопрягаются с *ИВЦ* через мультиплексор *М*, при коммутируемых каналах соединение осуществляется по телефонной или телеграфной сети через соответствующие станции коммутации *АТС*, *АТА*. Информация, обрабатываемая, хранимая и появляющаяся в локальных сетях, замыкается внутри них.

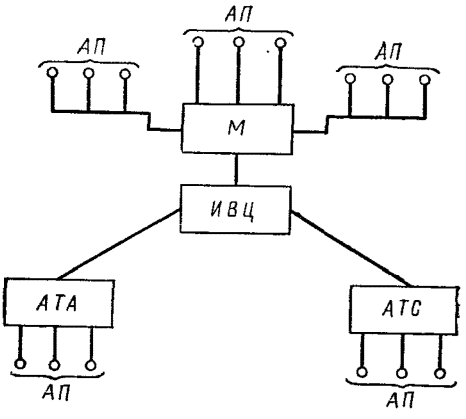


Рис. 2.10. Структурная схема локальной сети связи

Интегральная сеть связи (рис. 2.11) в отличие от локальной сети состоит из нескольких *ИВЦ* и их *АП*. Поэтому она включает в себя и абонентскую и межцентровую сети.

Государственные и глобальные сети обмена ГСО (рис. 2.12) создаются на базе территориально разнесенных *АСУ* и объектов управления. Абонентами *ГСО* являются отдельные *АСУ* (фирмы, отрасли, министерства и др.), объединяемые в единую государственную или глобальную сеть обмена информацией общего пользования через центры коммутации сообщений *ЦКС* и главный информационно-вычислительный центр *ГИВЦ*.

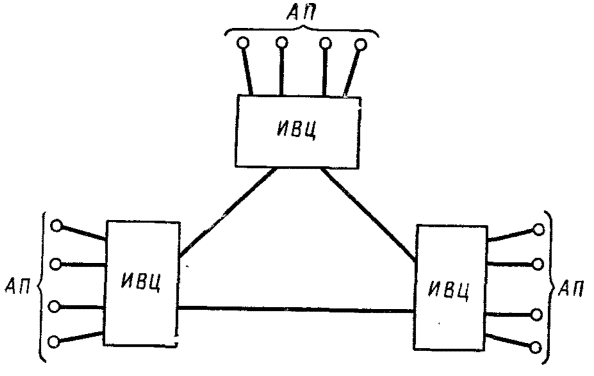


Рис. 2.11. Структурная схема интегральной сети связи

ГСО отличаются высокой степенью надежности и обеспечивают максимум пропускной способности, так как каждый *ЦКС* объединяется с соседними по крайней мере двумя некоммутируемыми каналами.

Абонентские сети имеют радиальную структуру и объединяют абонентские пункты с ЭВМ через мультиплексор или просто через

оператор. В качестве каналов здесь чаще всего используют каналы городских или районных телефонных и телеграфных сетей.

Межцентровые сети организуются путем соединения между собой центров коммутации и *ИВЦ* некоммутируемыми каналами. Соединение может осуществляться как по принципу «каждый с каждым» (рис. 2.13, *а*), так и по радиально-узловому (рис. 2.13, *б*), радиально-кольцевому (рис. 2.13, *в*) и сеточному (рис. 2.13, *г*) принципам.

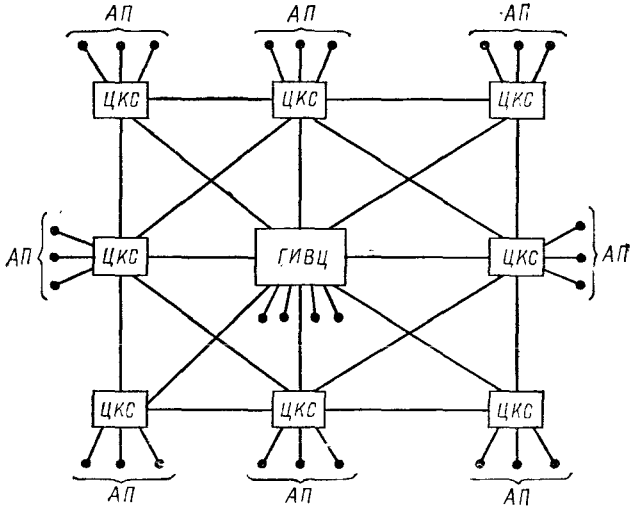


Рис. 2.12. Структурная схема государственной сети обмена

Основным видом каналов, применяемых в межцентровой сети, являются некоммутируемые дуплексные телефонные каналы многоканальных систем связи. Обмен информацией в межцентровых сетях полностью автоматизирован.

В сетях обмена применяют два способа организации трактов для передачи информации:

1) способ коммутации каналов (КК), при котором тракт передачи информации организуется путем образования сквозного канала, связывающего через центры коммутации один оконечный пункт с другим;

2) способ коммутации сообщений (КС), при котором тракт передачи информации организуется путем поэтапной передачи сообщений через центры коммутации по мере освобождения каналов данного направления.

При коммутации каналов абонент, желающий передать информацию, посылает в центр коммутации заявку на соединение по определенному адресу. Центр коммутации в соответствии с полученным адресом соединяет один или несколько каналов в единый тракт передачи, связывающий вызывающего и вызываемого абонентов. Это соединение разрешается только после передачи всей необходимой информации. В случае занятости канала в направлении вызываемого абонента центр

коммутации вырабатывает сигнал отказа в соединении, что вынуждает вызывающего абонента вновь подавать заявку на соединение. Поэтому сеть с коммутацией каналов называют также *сетью с отказами.*

В сети с коммутацией сообщений передача информации осуществляется поэтапно от источника до ближайшего центра коммутации, где она запоминается вместе с адресом получателя. При занятости канала на одном из участков тракта следования информации к потребителю, сообщение ставится в очередь и хранится в запоминающем устройстве до освобождения канала. Поэтому сеть с коммутацией сообщений называют также *сетью с ожиданием.*

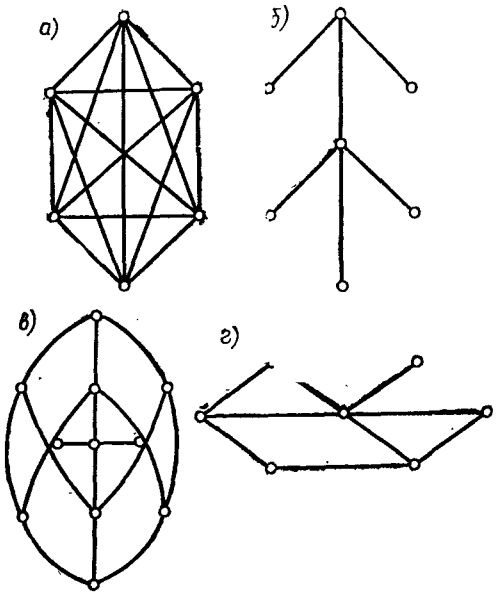


Рис. 2.13. Геометрическое представление структуры сети обмена

В сети с КК в силу отсутствия запоминающих устройств превышение величины средней загрузки каналов приводит к резкому увеличению вероятности отказа, следствием чего является лавинообразное возрастание числа вызовов.

В сети с КС наличие запоминающих устройств обеспечивает полную независимость каналов, что позволяет оптимальным образом перераспределять их загрузку. Благодаря этому обстоятельству сеть с КС обеспечивает в 2—3 раза большую пропускную способность по сравнению с сетью с КК.

В сети с КК возможна связь только однотипных источников и потребителей, работающих на одинаковых скоростях и по одинаковым каналам.

Сеть с КС позволяет осуществлять обмен информацией между разнотипными как по скорости, так и по формату сообщений абонентами в силу полной развязки процедуры обработки и передачи информации на различных участках тракта обмена, кроме того, сеть с КС, являясь полностью автоматизированной системой, обеспечивает условия для обгона информации в зависимости от категории срочности.

Как правило, сеть с КС имеет интегральную, а сеть с КК — радиальную структуры. Структура сети должна содержать определенную избыточность в числе каналов, с тем чтобы иметь возможность организации обходных путей при выходе из строя или перегрузках отдельных каналов и центров коммутации. Структурная избыточность позволяет адаптироваться к непрерывно изменяющимся условиям обмена

информацией. Избыточность в числе каналов может вводиться либо раздельным резервированием каналов между соседними центрами коммутации, либо общим резервированием, которое образуется при развитии конфигурации всей сети обмена.

Одним из важнейших показателей эффективности структуры сети является вероятность $Q(G_{ij})$ существования пути между любой парой центров коммутации G_i и G_j, которая определяется произведением коэффициентов готовности Q_g и Q_G каналов и центров соответственно. Как правило, Q_g зависит от протяженности каналов и изменяется в пределах $0{,}7 \div 0{,}97$, а Q_G зависит от надежности входящего в него оборудования и равен $0{,}99 - 0{,}999$.

Минимальное значение вероятности $Q(G_{ij})$ при раздельном резервировании определится из выражения

$$Q_p(G_{ij}) = \left\{ \prod_{G=1}^{G-1} Q_i \prod_{G=1}^{G} \left[1 - \prod_{g=1}^{g+1} (1 - Q_g) \right] \right\} Q(G_i)\, Q(G_j), \qquad (2.30)$$

где G — количество транзитных центров, g — число резервных каналов.

При общем резервировании

$$Q_0(G_{ij}) = \left[1 - \prod_{c=1}^{c=\beta} \left(1 - \prod_{c=1}^{c-1} Q_i \prod_{g=1}^{g} Q_g \right) \right] Q(G_i)\, Q(G_j), \qquad (2.31)$$

где β — число обходных путей.

Из (2.30) и (2.31) следует, что для эффективного увеличения вероятности существования пути $Q(G_{ij})$ структурную избыточность необходимо увеличивать вначале по схеме раздельного резервирования и только потом — по схеме общего резервирования. Так, например, результаты моделирования различных структур показывают, что величина $Q(G_{ij})$ при радиальной структуре всегда меньше, чем при радиально-кольцевой структуре, использующей то же число каналов. Кроме того, при выборе структуры сети необходимо стремиться к тому, чтобы надежность работы центров коммутации была всегда выше надежности каналов, так как незначительное уменьшение коэффициента готовности Q_G резко снижает величину $Q(G_{ij})$ даже для каналов высокой надежности.

Бурное развитие систем обмена информацией в качестве первоочередной задачи ставит задачу совершенствования сетей, на которых они базируются. В настоящее время намечается тенденция постепенного перехода к использованию не только существующих сетей связи, но и созданию новых сетей обмена, работающих по принципу коммутации каналов и сообщений (при этом последние благодаря своим высоким технико-экономическим показателям получают наибольшее распространение). Создание новых сетей повышает эффективность использования крупных информационных вычислительных центров и предотвращает ухудшение качества работы телефонных и телеграфных каналов.

ГЛАВА 3

КОДЫ И КОРРЕКЦИЯ ОШИБОК

Кодом называют систему соответствий между дискретными элементами (символами), при помощи которых эти элементы могут быть зафиксированы или переданы. Код представляет собой некоторый набор кодовых комбинаций $x_n, x_{n-1}, \ldots, x_1$, состоящих из элементов x_i (символов) определенного алфавита. Общее число элементов алфавита может быть записано в любой системе счисления с основанием m, в зависимости от значимости которого цифровые коды называют двоичными ($m = 2$), троичными ($m = 3$) и т. д. *Первичным*, или *простым*, кодом называют n-разрядный код с основанием m, в котором используются все m^n кодовых комбинаций (или во всяком случае больше m^{n-1} комбинаций).

Если число элементов (разрядов) во всех кодовых комбинациях рассматриваемого кода одинаково, то такой код называют *равномерным*, если число элементов (разрядов) неодинаково — *неравномерным*.

Неравномерные коды позволяют уменьшить общее количество элементов для передачи сообщений. Например, если передавать десятичные цифры 0, 1, 2..., 9 с помощью комбинаций четырехразрядных двоичных цифр, то общее количество двоичных символов для передачи всех десяти цифр будет 40. Если же построить неравномерный двоичный код, например такой:

$$0 \to 0; \quad 2 \to 10; \quad 4 \to 100; \quad 6 \to 110; \quad 8 \to 1000;$$
$$1 \to 1; \quad 3 \to 11; \quad 5 \to 101; \quad 7 \to 111; \quad 9 \to 1001,$$

то общее количество двоичных символов сократится до 28. Недостатком неравномерных кодов, ограничившим сферу их использования, является трудность в автоматическом декодировании и, в частности, вывода на алфавитно-цифровую печать.

Появление первичных кодов связано с появлением первичных простейших телеграфных систем.

§ 3.1. ТЕЛЕГРАФНЫЕ КОДЫ

Из первичных телеграфных кодов наиболее характерен код Морзе, первый вариант которого был предложен С. Морзе в середине XIX в. для изображения десятичных цифр (цифры изображались зуб-

чатой кривой с соответствующим количеством зубцов, а нуль — одним опрокинутым зубцом).

В современном усовершенствованном варианте кода Морзе используют комбинации точек и тире (рис. 3.1). Для построения кодовых комбинаций буквы алфавита расположены в порядке, соответствующем их частоте появления в текстах. Короткие комбинации точек и тире отведены для букв, наиболее часто встречающихся в текстах латинской письменности, например А (точка, тире), Е (точка), И (точка, точка), М (тире, тире), Н (тире, точка), Т (тире) и т. д. Поскольку ве-

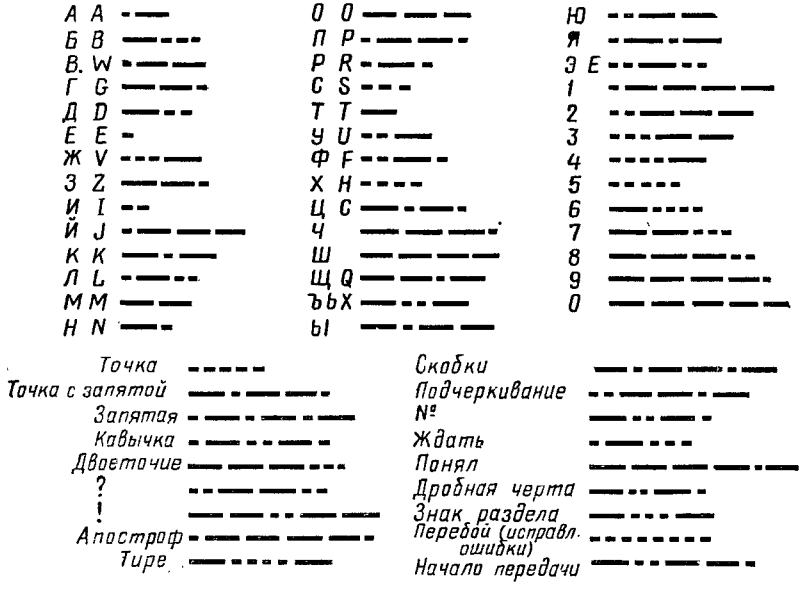


Рис. 3.1. Код Морзе

роятность появления любой десятичной цифры в числе одинакова, то цифры в коде Морзе представляются комбинациями точек и тире одинаковой длины (пять элементов). Наиболее длинные комбинации точек и тире, состоящие из шести элементов, отведены для представления знаков препинания и специальных символов, как правило, встречающихся в тексте значительно реже букв.

Код Морзе относится к числу неравномерных кодов. Основными его достоинствами являются легкость запоминания кодовых комбинаций, простота аппаратуры регистрации, возможность визуального приема и на слух, относительно малое общее количество символов при передаче текстов. Все это обеспечило коду широкое распространение во всем мире. Но код Морзе не учитывает особенностей русского языка и статистики букв русского текста. Для минимизации общего количества символов при передаче русских текстов можно было бы предложить (и предлагалось) другое построение кодовых комбинаций, но это затруднило бы телеграфный обмен информацией с другими странами.

Основным недостатком, ограничившим применение кода Морзе, является необходимость дополнительного декодирования текста перед вручением адресату. Поэтому дальнейшее совершенствование телеграфии связано с автоматизацией декодирования, т. е. с созданием буквопечатающих телеграфных аппаратов. Создание дешифраторов при использовании неравномерного кода, каким является код Морзе, оказалось весьма затруднительным. Дешифратор значительно проще реализовать, если используется равномерный код, например простой двоичный пятиразрядный код, примененный в аппаратах Бодо (рис. 3.2).

	Латинск. шрифт		Русский шрифт		Правая рука			Левая рука	
	1	A	1	А	1	0	0	0	0
	2	E	2	Е	0	1	0	0	0
	3	T	3	И	0	0	1	0	0
	8	E	Ь	Я	1	1	0	0	0
	4	U	ц	У	1	0	1	0	0
	,	L	"		0	1	1	0	0
	5	O	5	О	1	1	1	0	0
	6	J	6	Ш	1	0	0	1	0
	7	G	7	Г	0	1	0	1	0
	8	B	8	Б	0	0	1	1	0
II	←	H	!	Х	1	1	0	1	0
	9	C	9	Щ	1	0	1	1	0
	+	F	+	Ф	–	1	1	1	0
	0	D	0	Д	1	1	1	1	0
		—	—	Ч	1	0	0	0	1
	)	X	)	З	0	1	0	0	1
	;	S	;	С	0	0	1	0	1
III	:	Z	:	Э	1	1	0	0	1
		T	3	Т	1	0	1	0	1
	?	W	?	В	0	1	1	0	1
	'	V	Й	Ю	1	1	1	0	1
	(	K	Щ	К	1	0	0	1	1
	)	M	"	М	0	1	0	1	1
	–	R	–	Р	0	0	1	1	1
IV	=	L	=	Л	1	1	0	1	1
	/	Q	/	Ы	1	0	1	1	1
	№	N	№	Н	1	0	0	0	0
	%	P	%	П	1	1	1	1	1
	Цифры				0	0	0	1	0
	Буквы				0	0	0	0	1
	*	*	*	*	0	0	0	1	1

Рис. 3.2. Код Бодо

Ж. Бодо, так же как и С. Морзе, расположил буквы алфавита с учетом их статистики появления в тексте. Наиболее часто встречающиеся буквы он поставил вначале, затем разделил весь алфавит на четыре части *I*, *II*, *III*, *IV* (по семь букв каждая), внутри которых буквы кодировались трехразрядной комбинацией цифр *100*, *010*, *001*, *110*, *101*, *011*, *111*, а номера частей — двухразрядной комбинацией цифр *00*, *10*, *01*, *11*. Для передачи каждой буквы текста необходимо было передать пятиразрядную комбинацию цифр: кода буквы и кода части. Для этого аппарат Бодо имел пять клавиш, три из которых управлялись правой рукой, а две — левой. Телеграфист в темпе, задаваемом скоростью вращения распределителя, должен был нажимать на клавиши при наличии в комбинации кода единицы. В коде Бодо наиболее часто встречающиеся в тексте буквы имели наименьшее число единиц в кодовых комбинациях и передавались одной правой рукой. Как видно из рис. 3.2, цифры и другие необходимые символы в коде Бодо кодировались так же, как и буквы. Для их распознавания имелся специальный код «цифры», «буквы».

Примерно четверть века спустя после создания аппарата Бодо появился аппарат Дж. Муррея, который в отличие от ранее существовавших аппаратов имел клавиатуру пишущей машинки, что облегчало процесс передачи сообщения.

В начале XX в. появилось в обращении несколько телеграфных кодов, что затрудняло международные телеграфные связи. Поэтому

в 1931 г. Международный консультативный комитет по телеграфии (МККТ) принял международный стандартный код № 1, который практически не отличался от кода Бодо, получившего широкое распространение в рулонных телеграфных аппаратах.

В 1932 г. был принят международный стандартный код № 2 (МТК-2) для стартстопных аппаратов с клавиатурой пишущей машинки (рис. 3.3). В его состав входят 32 различных информационных и служебных символа, представляемых пятиразрядным двоичным кодом.

Вариант международного кода № 2 (РВМК-2) с учетом особенностей русского алфавита использован в нашей стране в аппаратах СТМ,

Номер комбинации	Регистры			Регистр		Комбинации				
	Лат.	Русск.	Циф.	Бук.	Циф.	1	2	3	4	5
1	A	А	—	A	—	1	1	0	0	0
2	B	Б	?	B	?	1	0	0	1	1
3	C	Ц	:	C	:	0	1	1	1	0
4	D	Д	кто там?	D	X	1	0	0	1	0
5	E	Е	3	E	3	1	0	0	0	0
6	F	Ф	Э	F	!	1	0	1	1	0
7	G	Г	Ш	G	&	0	1	0	1	1
8	H	Х	Щ	H	#	0	0	1	0	1
9	I	И	8	I	8	0	1	1	0	0
10	J	Й	Ю	У	Ω	1	1	0	1	0
11	K	К	(	K	(	1	1	1	1	0
12	L	Л	)	L	)	0	1	0	0	1
13	M	М	·	M	·	0	0	1	1	1
14	N	Н	,	N	1	0	0	1	1	0
15	O	О	9	O	9	0	0	0	1	1
16	P	П	0	P	0	0	1	1	0	1

Номер комбинации	Регистры			Регистр		Комбинации				
	Лат.	Русск.	Циф.	Букв.	Циф.	1	2	3	4	5
17	Q	Я	1	Q	1	1	1	1	0	1
18	R	Р	4	R	4	0	1	0	1	0
19	S	С	а'п	S	а'п	1	0	1	0	0
20	T	Т	5	T	5	0	0	0	0	1
21	U	У	7	U	7	1	1	1	0	0
22	V	Ж	=	V	=	0	1	1	1	1
23	W	В	2	W	2	1	1	0	0	1
24	X	Ь	/	X	/	1	0	1	1	1
25	Y	Ы	6	Y	6	1	0	1	0	1
26	Z	З	+	Z	+	1	0	0	0	1
27	Возврат каретки			Возврат каретки		0	0	0	1	0
28	Перевод стр.			Перевод стр.		0	1	0	0	0
29	Лат.			Буквы		1	1	1	1	1
30	Цифры			Цифры		1	1	0	1	1
31	Пробел			Пробел		0	0	1	0	0
32	Русск.			Не использ.		0	0	0	0	0

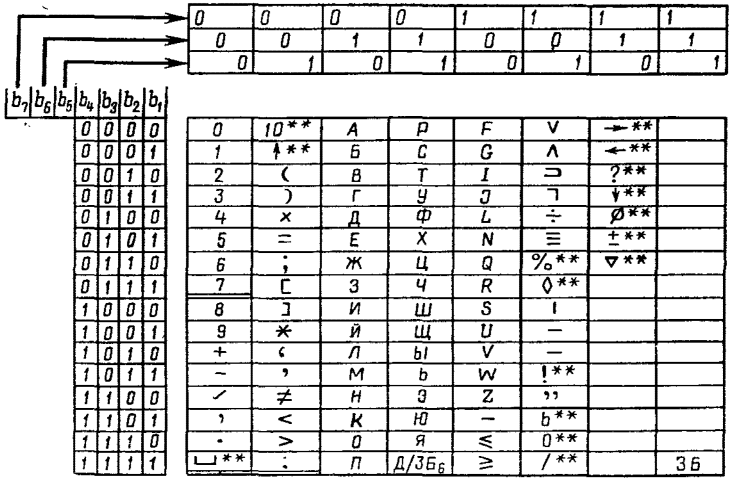
Рис. 3.3. Международный стандартный код № 2

применяемых при международных связях. Этот аппарат имеет три регистра. На регистрах «буквы латинские», «цифры», он совпадает с кодом ТК-2. Для указания перехода на русский алфавит использована комбинация из пяти нулей. Поскольку разместить 31 русскую букву аналогично латинским не удается, то пять русских букв помещены в цифровом регистре. Международный стандартный код № 2 в почти неизменном виде применен и в телеграфных аппаратах РТА-50-2, СТМ-2М.

§ 3.2. КОДЫ, ПРИМЕНЯЕМЫЕ ДЛЯ ВВОДА ИНФОРМАЦИИ В ЦВМ

Из этапов развития цифровой вычислительной техники видно, что сначала она использовалась только для выполнения арифметических операций и исходной информацией служили числа. Если числа записывались в десятичной системе счисления, а машина оперировала с кодами чисел в двоичной системе счисления, то при вводе в нее чисел возникала необходимость перевода их из одной системы счисления

в другую. В машинах первого поколения для ввода буквенно-цифровой информации в основном применялся пятиразрядный международный код № 2. С совершенствованием ЦВМ возникла необходимость использования новых служебных, арифметических, логических и других символов, отсутствующих в международном коде № 2, что привело к созданию различных расширенных вариантов этого кода. По мере развития цифровой вычислительной техники и телеграфии стало ясно, что пятиразрядный код не может удовлетворить их потребностям, поэтому появились различные варианты шести- и семиразрядных кодов.



b_7	b_6	b_5	b_4	b_3	b_2	b_1	0	0	0	0	1	1	1	1
							0	0	1	1	0	0	1	1
							0	1	0	1	0	1	0	1
0	0	0	0				0	10**	A	P	F	V	→**	
0	0	0	1				1	↑**	Б	C	G	Λ	←**	
0	0	1	0				2	(	В	T	I	⊃	?**	
0	0	1	1				3	)	Г	У	J	¬	↓**	
0	1	0	0				4	×	Д	Ф	L	÷	Ø**	
0	1	0	1				5	=	Е	X	N	≡	±**	
0	1	1	0				6	;	Ж	Ц	Q	%**	▽**	
0	1	1	1				7	[	З	Ч	R	◊**		
1	0	0	0				8	]	И	Ш	S	I		
1	0	0	1				9	*	Й	Щ	U	—		
1	0	1	0				+	'	Л	Ы	V	—		
1	0	1	1				–	,	М	Ь	W	!**		
1	1	0	0				/	≠	Н	Э	Z	"		
1	1	0	1				,	<	К	Ю	—	Ь**		
1	1	1	0				.	>	О	Я	≤	0**		
1	1	1	1				␣**	:	П	Д/ЗБ$_6$	≥	/**		ЗБ

Рис. 3.4. Семиразрядный код (ГОСТ 10859—64)

В 1964 г. в нашей стране был введен в действие ГОСТ 10859—64, согласно которому для ввода и вывода информации в ЦВМ стали использовать семиразрядный код (рис. 3.4). Кодовая таблица построена так, что в случае необходимости простым исключением старших разрядов можно получить подмножество комбинаций меньшей разрядности. Например, с помощью трехразрядных двоичных комбинаций можно представить цифры 0÷7, с помощью четырехразрядных комбинаций — все символы первой колонки таблицы: все десятичные цифры и символы плюс, минус, дробная черта, запятая, точка и пробел. Введение пятого разряда позволяет закодировать еще 16 математических и специальных символов. В частности, введение кодов «стрелки вверх» и квадратных скобок позволяет соответственно печатать в одну строку степенные функции ($a \uparrow x$ означает «a в степени x») и величины с индексами ($a\,[i]$ означает «a с индексом i»).

Шестиразрядный код дает возможность представить все цифры и буквы русского алфавита, а полный семиразрядный код включает, кроме того, часть латинских букв (которые по начертанию не совпа-

дают с русскими), символы отношений и логических функций, математические и специальные функции и несколько резервных позиций. Это позволило увеличить число резервных свободных позиций (до 24) для размещения дополнительных символов, которые могут появиться в перспективе. Примерно по такому же принципу построен и приня-

b_7	b_6	b_5	b_4	b_3	b_2	b_1		0	0	0	0	1	1	1	1
								0	0	1	1	0	0	1	1
								0	1	0	1	0	1	0	1
								0	1	2	3	4	5	6	7
0	0	0	0				0	NUL	(TC_7)DLE	Space	0	@	P	`	p
0	0	0	1				1	(TC_1)SOH	DC_1	!	1	A	Q	a	q
0	0	1	0				2	(TC_2)STX	DC_2	"	2	B	R	b	r
0	0	1	1				3	(TC_3)ETX	DC_3	# £	3	C	S	c	s
0	1	0	0				4	(TC_4)EOT	DC_4	$	4	D	T	d	t
0	1	0	1				5	(TC_5)ENQ	(TC_8)NACK	%	5	E	U	e	u
0	1	1	0				6	(TC_6)ACK	(TC_9)SYNC	&	6	F	V	f	v
0	1	1	1				7	BEL	(TC_{10})ETB	'	7	G	W	g	w
1	0	0	0				8	(FE_0)BS	CAN	(	8	H	X	h	x
1	0	0	1				9	(FE_1)HT	EM	)	9	I	Y	i	y
1	0	1	0				10	(FE_2)LF	SUB	*	:	J	Z	j	z
1	0	1	1				11	(FE_3)VT	ESC	+	;	K	[(Ä)	k	
1	1	0	0				12	(FE_4)FF	(IS_4)FS	,	<	L		l	
1	1	0	1				13	(FE_5)CR	(IS_3)GS	-	=	M	] (Ü)	m	
1	1	1	0				14	SO	(IS_2)RS	.	>	N	^	n	
1	1	1	1				15	SI	(IS_1)US	/	?	O	_	o	DEL

Рис. 3.5. Новый семиразрядный международный код

тый новый семиразрядный международный первичный код (рис. 3.5). Логически он может быть разделен на четыре зоны колонки: *0—1*, *2—3*, *4—5* и *6—7*.

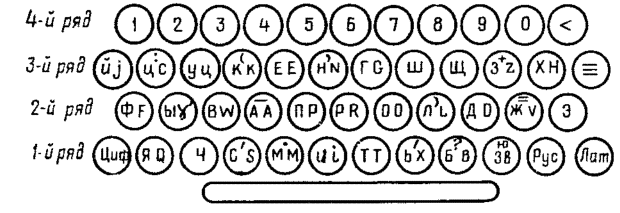


Рис. 3.6. Четырехрядная клавиатура

В первой зоне расположены функциональные символы, за исключением символа DEL (Забой), для которого сохранено последнее место (комбинация 1 1 1 1 1 1 1). Основная часть функциональных символов этой зоны делится на четыре группы:

первая — для управления передачей информации по каналам связи (обозначенные в таблице $TC_1 \div TC_{10}$);

вторая — для управления печатью (обозначенные $FE_0 \div FE_5$);

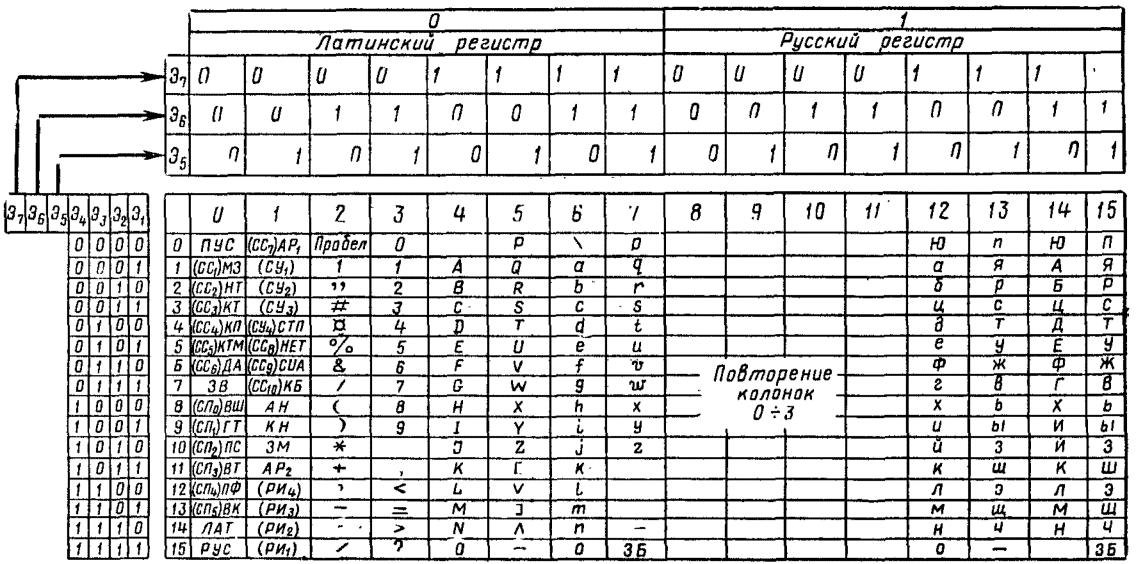
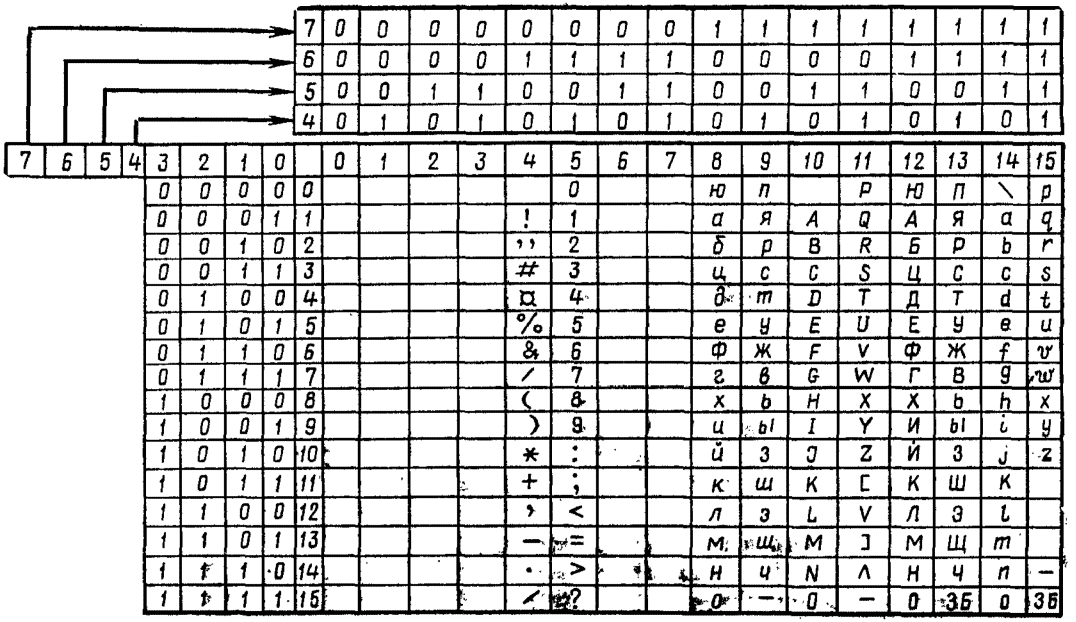


Рис. 3.7. Стандартный код (ГОСТ 13052—67)



7	6	5	4	3	2	1	0		0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
								7	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	1	1
								6	0	0	0	0	1	1	1	1	0	0	0	0	1	1	1	1
								5	0	0	1	1	0	0	1	1	0	0	1	1	0	0	1	1
								4	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1
				0	0	0	0	0						0			ю	п		Р	Ю	П	/	р
				0	0	0	1	1					!	1			а	я	А	Q	А	Я	а	q
				0	0	1	0	2					,,	2			б	р	В	R	Б	Р	b	r
				0	0	1	1	3					#	3			ц	с	С	S	Ц	С	с	s
				0	1	0	0	4					¤	4			д	т	D	T	Д	Т	d	t
				0	1	0	1	5					%	5			е	у	Е	U	Е	У	е	u
				0	1	1	0	6					&	6			ф	ж	F	V	Ф	Ж	f	v
				0	1	1	1	7					/	7			г	в	G	W	Г	В	g	w
				1	0	0	0	8					(	8			х	ь	Н	X	Х	Ь	h	x
				1	0	0	1	9					)	9			и	ы	I	Y	И	Ы	i	y
				1	0	1	0	10					*	:			й	з	J	Z	Й	З	j	z
				1	0	1	1	11					+	;			к	ш	К	[	К	Ш	К	
				1	1	0	0	12					,	<			л	э	L	V	Л	Э	l	
				1	1	0	1	13					—	=			м	щ	М	]	М	Щ	m	
				1	1	1	0	14					.	>			н	ч	N	^	Н	Ч	n	—
				1	1	1	1	15					/	?			о	—	О	—	О	ЗБ	о	ЗБ

Рис. 3.8. Восьмиразрядный код (КОИ-8)

третья — для управления оконечными устройствами (обозначенные $DC_1 \div DC_4$);

четвертая—для разделителей информации (обозначенные $IS_1 \div IS_4$).

Все остальные зоны таблицы кода заняты печатаемыми (графическими) символами. Колонки *2—3* выделены для математических специальных символов, знаков пунктуации и цифр.

В двух последних зонах размещены прописные и строчные латинские буквы в соответствии с требованиями лексико-графической упорядоченности (положение цифр, знаков пунктуации и пробела также выбрано с учетом этих требований). Здесь расположены также все резервные позиции.

Символ (Пробел) Space обычно не печатается, но все же относится к числу графических и употребляется для разделения слов и перемещения позиции печати на один шаг вперед.

Цифры, как видно из таблицы, кодируются обычным двоичным кодом. Построение четырехразрядных комбинаций для них производится отбрасыванием трех старших элементов.

В отечественных телеграфных аппаратах для передачи кода используют четырехрядную клавиатуру (рис. 3.6), что делает аппарат похожим на пишущую машинку.

Новый международный код построен для текстов, использующих латинский алфавит.

Отсутствие в нем символов, соответствующих русскому алфавиту, не позволило использовать его в нашей стране. Поэтому в 1967 г. был разработан новый вариант первичного стандартного кода (ГОСТ 13052—67) (рис. 3.7). В этом коде символом «0» обозначен латинский международный регистр, символом «1» — русский регистр. Зоны русского регистра те же, что и международного.

Во второй зоне все символы оставлены без изменений, первый денежный знак обозначен символом, рекомендованным третьим проектом кода, второй денежный знак в таблицу не включен и позиция 2/3 используется для символа «Номер». Две последние зоны полностью (за исключением позиций символов «Забой» и «Подчеркивание») заняты русскими прописными и строчными буквами. То, что строчные буквы находятся до прописных, отражает стремление использовать на первом этапе (когда строчные буквы не очень нужны) код с одними только прописными буквами и достичь этого с минимальными затратами на кодопреобразование.

В ЕС ЭВМ для ввода — вывода информации применяют восьмиразрядный код КОИ-8 (рис. 3.8). Этот код разработан на основе семиразрядного кода (ГОСТ 13052—67), но имеет несколько иной перечень функциональных символов и иное расположение колонок других символов.

§ 3.3. ОСНОВНЫЕ СВЕДЕНИЯ О КОРРЕКТИРУЮЩИХ КОДАХ

Коды, которые позволяют обнаруживать и исправлять ошибки, возникающие под воздействием помех, называют *корректирующими*. Корректирующие коды, как правило, обладают некоторой избыточностью.

В зависимости от способа введения и использования избыточности все корректирующие коды подразделяют на неразделимые и разделимые.

У неразделимых кодов нет четкого разграничения позиций информационных и проверочных символов. У разделимых кодов имеет место четкое разграничение позиций информационных и проверочных символов и каждая n-разрядная кодовая комбинация содержит k ($k < n$) информационных и $n - k$ проверочных символов. Такое построение позволяет любой первичный код преобразовать в корректирующий путем добавления к нему проверочных разрядов.

Так, при вводе информации в современных ЦВМ для обнаружения ошибок используют простейшие корректирующие коды с одним дополнительным проверочным символом, который является суммой по mod 2 для всех информационных символов. Двоичная сумма информационных символов может равняться 0 или 1, т. е. четному или нечетному числу единиц. В корректирующем коде с проверкой на четность путем простановки 0 или 1 в корректирующем разряде общая сумма единиц всегда должна быть четной (нечетной). Выявление ошибок при вводе информации в ЦВМ сводится к проверке на четность каждой кодовой комбинации. Если четность соблюдается, то считается, что кодовая комбинация не искажена. Такая проверка позволяет выявить одиночные ошибки (или любое нечетное число ошибок). Любое четное число ошибок при этом способе не обнаруживается. Положительным качеством кодов с одной проверкой на четность является простота, недостатком — обнаружение только одиночных ошибок и отсутствие возможности автоматического исправления ошибок.

Одна из схем реализации проверки на нечетность приведена на рис. 3.9. Она выполнена на матрицах потенциальных элементов. Принятое в регистр восьмиразрядное число (семь информационных разрядов и один проверочный разряд) поступает затем на матрицы (первые три разряда — на матрицу *I*, четвертый, пятый и шестой — на матрицу *II* и последние два разряда — на матрицу *III*), где реализуются следующие связи:

на матрице *I*				на матрице *II*				на матрице *III*		
P_1	P_2	P_3	P_{123}	P_4	P_5	P_6	P_{456}	P_7	P_8	P_{78}
0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	1
1	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0
0	1	0	0	0	1	0	0	0	1	0
1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	1
0	0	1	0	0	0	1	0			
1	0	1	1	1	0	1	1			
0	1	1	1	0	1	1	1			
1	1	1	0	1	1	1	0			

Сигналы P_{123}, P_{456} и P_{78} с выходов матриц *I*, *II* и *III* поступают на матрицу *IV*, которая реализует следующие связи:

на матрице *IV*

P_{123}	P_{456}	P_{78}	*Вых.*
0	0	0	0
1	0	0	1
0	1	0	1
1	1	0	0
0	0	1	1
1	0	1	0
0	1	1	0
1	1	1	1

Если на выходе матрицы *IV* будет 0, то прохождение синхроимпульса на другие схемы запрещается, если же будет 1, то такого запрета нет.

Как разделимые, так и неразделимые коды могут иметь блочную и непрерывную структуры. При *блочной структуре* операции, совершаемые над информационными и проверочными символами, выполняются при определенной длине информационной последовательности. При *непрерывной структуре* нет разбиения информационной последовательности на блоки определенной длины; передаваемая последовательность символов образуется путем размещения проверочных символов между информационными символами по определенному алгоритму.

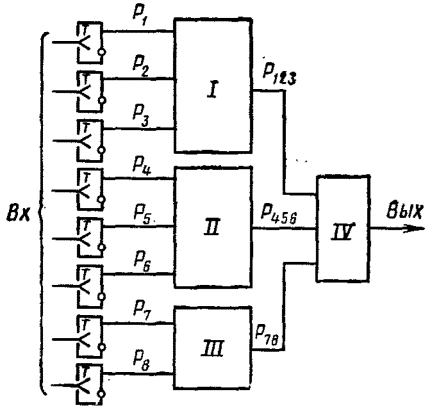


Рис. 3.9. Схема проверки на нечетность

Если все кодовые комбинации блочного кода обладают свойством симметрии, т. е. любая кодовая комбинация одинаково удалена от других кодовых комбинаций, то такой код называют *групповым*.

Блочные коды делят на систематические и несистематические. У *систематических кодов* линейная операция (сложение по mod 2), совершаемая над любыми комбинациями кода, дает комбинацию этого же кода. Наибольшую практическую значимость среди систематических кодов имеют циклические коды, комбинации которых обладают свойством цикличности при последовательной перестановке их элементов. *Несистематические коды* образуются путем выполнения нелинейной операции над информационными символами.

Полная совокупность ненулевых комбинаций *равномерного n-разрядного кода* может быть определена единичной матрицей,

Под *единичной матрицей* $\mathbf{J}_n$ понимается матрица, включающая в себя n строк и n столбцов, у которой элементы, расположенные на главной диагонали, равны 1, а все остальные равны «0»:

$$\mathbf{J}_n = \begin{Vmatrix} 10 \ldots 000 \\ 01 \ldots 000 \\ \cdots\cdots \\ 00 \ldots 010 \\ 00 \ldots 001 \end{Vmatrix}. \tag{3.1}$$

Все строки (столбцы) данной матрицы линейно независимы, так как сумма любых сочетаний из них не равна 0. Единичная матрица вида (3.1) является определяющей для равномерного кода, поскольку путем последовательного сложения по mod 2 строк такой матрицы во всех возможных сочетаниях могут быть получены $N = 2^n - 1$ ненулевых комбинаций кода. Например, для трехразрядного кода

$$\mathbf{J}_n = \begin{Vmatrix} 100 \\ 010 \\ 001 \end{Vmatrix}; \quad N = 2^n - 1 = 7,$$

и такими комбинациями будут 100, 010, 001, 011, 101, 110, 111.

Образование ошибок при передаче n-разрядной кодовой комбинации, состоящей из двоичных символов, происходит за счет того, что некоторые из переданных символов заменяются неверными (единица — нулем или нуль — единицей).

С целью обнаружения ошибок в равномерном блочном коде для передачи используют не все $N_0 = 2^n$ возможных кодовых комбинаций, а лишь некоторую часть разрешенных:

$$N_0 = 2^k < 2^n. \tag{3.2}$$

Остальные $2^n - 2^k$ неиспользуемые комбинации называются *запрещенными* и служат для обнаружения ошибок. Появление запрещенной комбинации является признаком ошибки, так как это может произойти только вследствие искажения разрешенной комбинации. Если искажения одной разрешенной кодовой комбинации приводят к появлению другой разрешенной кодовой комбинации, то ошибка не обнаруживается. Механизм искажения двоичной кодовой комбинации, т. е. переход к запрещенной комбинации B_{it}, можно представить как процесс сложения по mod 2 векторов кодовой комбинации $\mathbf{A}_i$ и ошибок $\mathbf{e}_t$:

$$\mathbf{B}_{it} = \mathbf{A}_i \oplus \mathbf{e}_t. \tag{3.3}$$

Векторы $\mathbf{e}_t$ представляют собой все возможные сочетания ошибок; число единиц в них равно кратности ошибок t.

Относительное число обнаруживаемых ошибочных комбинаций при таком построении

$$\frac{2^k (2^n - 2^k)}{2^k \cdot 2^n} = 1 - \frac{1}{2^{n-k}}, \tag{3.4}$$

где 2^k ($2^n - 2^k$) — число переходов в неразрешенные комбинации, которые могут быть обнаружены; $2^k \cdot 2^n$ — число возможных случаев перехода разрешенных комбинаций в любые другие, включая и разрешенные.

Для того чтобы не только обнаружить, но и иметь возможность исправить ошибку, множество запрещенных комбинаций $\{B_j\}$ ($j = 1, 2, \ldots, 2^n - 2^k$) разбивают на N непересекающихся подмножеств M_i ($i = 1, 2, \ldots, N$). Каждое из подмножеств M_i приписывают одной из разрешенных кодовых комбинаций A_i, чем устанавливают их связь с одним из подмножеств запрещенных комбинаций M_i. Поэтому, если появляется запрещенная комбинация из этого подмножества M_i, то ошибку можно исправить переходом к приписанной разрешенной комбинации A_i. Количество исправляемых ошибочных комбинаций равно $2^n - 2^k$.

Относительное число исправляемых ошибочных комбинаций

$$\frac{2^n - 2^k}{2^k (2^n - 2^k)} = \frac{1}{2^k}. \qquad (3.5)$$

Выбор способа разбиения на подмножества M_i необходимо согласовывать со статистикой ошибок.

Например, пусть используются следующие случайные комбинации ($k = 2$); $A_1 = 0001$, $A_2 = 0101$, $A_3 = 1110$, $A_4 = 1111$. Допустим, что эти комбинации подвергаются воздействию ошибок (все возможные ошибочные комбинации B_{it} сведены в табл. 3.1).

Таблица 3.1

e_t	A_i				t
	A_1	A_2	A_3	A_4	
0001	0000	0100	1111*	1110*	1
0010	0011	0111	1100	1101	
0100	0101*	0001*	1010	1011	
1000	1001	1101	0110	0111	
0011	0010	0110	1101	1100	2
0101	0100	0000	1011	1010	
1001	1000	1100	0111	0110	
0110	0111	0011	1000	1001	
1010	1011	1111*	0100	0101*	
1100	1101	1001	0010	0011	
0111	0110	0010	1001	1000	3
1011	1010	1110*	0101*	0100	
1101	1100	1000	0011	0010	
1110	1111*	1011	0000	0001*	
1111	1110*	1010	0001*	0000	4

* Комбинации, которые совпадают с какой-либо разрешенной комбинацией, не могут быть обнаружены как искаженные.

Из таблицы видно, что под воздействием ошибок различной кратности появляются запрещенные комбинации, среди которых имеются и одинаковые в разных столбцах. Для сохранения однозначности соответствия между M_i и A_i эти комбинации следует устранить. Для этого уменьшим кратность исправляемых ошибок, вычеркивая все комбинации, появляющиеся под воздействием ошибок, начиная с $t = 3$ и $t = 4$. Однако и в оставшихся запрещенных комбинациях встречаются одинаковые. Поэтому следующий просмотр таблицы начнем слева с верхней строки и все повторяющиеся комбинации вычеркнем. В результате получим табл. 3.2 с неповторяющимися запрещенными комбинациями. Комбинации каждого столбца таблицы объединим в подмножество M_i.

Таблица 3.2

A_i				t
A_1	A_2	A_3	A_4	
0000 0011 1001	0100 0111 —	1100 1010 0110	1101 1011 —	1
0010	—	1000	—	2
M_1	M_2	M_3	M_4	—

Из таблицы видно, что осталось десять комбинаций с одиночной ошибкой и две комбинации с двойной. Построенный таким образом корректирующий код позволяет по этим появляющимся запрещенным комбинациям обнаружить и исправить много одиночных и две двойных ошибок, т. е. восстановить правильную A_i. Например, появление запрещенной комбинации 0111 подмножества M_2 дает возможность восстановить разрешенную комбинацию A_2(0101), приписанную к этому подмножеству.

Подобную таблицу запрещенных комбинаций можно было бы построить, оставляя ошибки бóльшей кратности. В общем же случае целесообразно при составлении корректирующего кода основываться на знании статистики ошибок, с тем чтобы исправлять наиболее вероятные.

Реализация корректирующего кода происходит за счет выполнения операции декодирования, которая в общем случае заключается в сличении принятых кодовых комбинаций со всеми 2^n возможными комбинациями. Если принятая кодовая комбинация совпадает с одной из разрешенных комбинаций, то она считается правильной, если же совпадает с какой-либо запрещенной комбинацией из подмножества M_i, то восстанавливается правильная комбинация. Схема, реализующая такое декодирование для кода с $n = 4$ и $k = 2$, изображена на рис. 3.10. Она состоит из переключателей (реле) на два положения, управляемых

сигналами кодов соответствующих разрядов. Под действием кода 1 переключатель замыкается на правый контакт, под действием кода 0 — на левый. Положение переключателя $П_4$ зависит от кода старшего разряда x_4 принятой кодовой комбинации, положение переключателя $П_3$ — от кода следующего разряда принятой комбинации x_3 и т. д. В зависимости от кодов цифр, а следовательно, и от положения переключателей принятая комбинация появится либо на одной из четырех выходных шин для разрешенных (правильных) комбинаций, либо на одной из двенадцати шин для запрещенных комбинаций (шины запрещенных комбинаций объединяются в соответствии с подмножествами

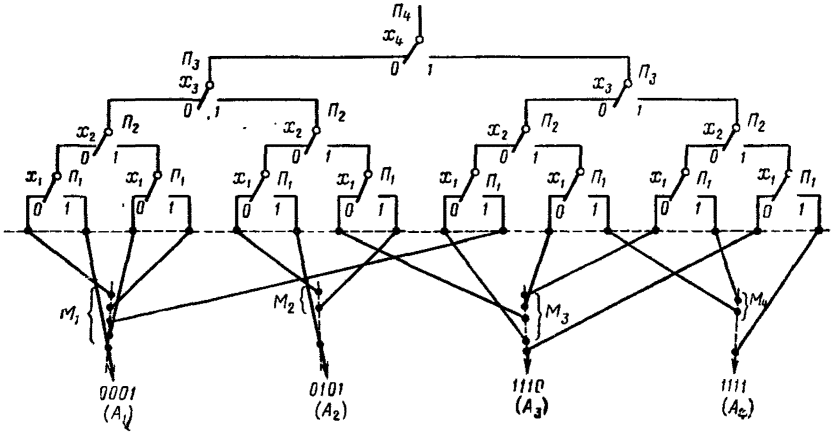


Рис. 3.10. Схема декодирования

M_i, при появлении искаженной комбинации подмножества M_i принятая комбинация исправляется и выдается на выход как комбинация A_i).

Практическое использование того или иного корректирующего кода во многом зависит от простоты реализации операции декодирования.

В n-элементном двоичном коде, в котором в качестве разрешенных используются все возможные комбинации двоичных цифр, кодовое расстояние $d = 1$ и любая одиночная ошибка переводит одну из разрешенных комбинаций в другую. Поэтому обнаружить ошибку не удается. Однако из этого не следует делать вывода о том, что если $d = 1$, то код не обладает корректирующей способностью. Поясним это на примере четырехэлементного кода (см. рис. 3.10), в котором используются следующие разрешенные комбинации: 0001; 0101; 1110; 1111. Для этого кода d, определенное как наименьшее расстояние, равно 1 (между A_1 и A_2; A_3 и A_4), но обнаруживаться не будут только те одиночные ошибки, которые вызывают переходы $A_1 \rightleftarrows A_2$ и $A_3 \rightleftarrows A_4$, все же другие одиночные ошибки будут выявляться. Для обнаружения всех без исключения одиночных ошибок необходимо, чтобы $d \geqslant 2$.

Применив такое рассмотрение к ошибкам кратности t_0, можно сделать вывод, что для их обнаружения необходимо, чтобы

$$d \geqslant t_0 + 1. \tag{3.6}$$

Следовательно, для обнаружения всех одиночных ошибок выбор разрешенных комбинаций должен происходить не случайным образом, а так, чтобы обеспечивалось наибольшее кодовое расстояние, например в качестве кодовых комбинаций с $d = 2$ можно выбрать следующие разрешенные комбинации: 0001; 0111; 1110; 1011.

Исправляемые ошибки кратности $t_и$ связаны с кодовым расстоянием соотношением

$$d = 2t_и + 1. \tag{3.7}$$

Важной характеристикой корректирующего кода является также его избыточность, которая может быть абсолютной и относительной.

Если каждая n-разрядная кодовая комбинация содержит k информационных и $n - k$ проверочных разрядов, то *абсолютная избыточность*

$$U = n - k. \tag{3.8}$$

Относительная избыточность определяется соотношением

$$U_0 = (n - k)/n \tag{3.9}$$

или

$$U_0 = (n - k)/k. \tag{3.10}$$

Коды, обеспечивающие заданную корректирующую способность при минимальной избыточности, называют *оптимальными*. Иными словами, оптимальный код при заданном распределении ошибок в канале связи должен обеспечить наименьшую вероятность ошибочного приема кодовых комбинаций.

Общего метода отыскания оптимальных линейных кодов в настоящее время не существует, имеются лишь некоторые граничные оценки функциональной зависимости

$$n - k = f(k, d). \tag{3.11}$$

Для ориентировочного определения необходимой избыточности кода при заданном кодовом расстоянии d можно воспользоваться верхней граничной оценкой для $n - k$, называемой *оценкой Хемминга*, которую получают следующим образом.

Все возможные запрещенные кодовые комбинации, появляющиеся под воздействием ошибок кратности от 1 до t_n, разбивают на подмножества M_i. Число комбинаций в подмножестве M_i будет равно $\sum_{t=1}^{t_n} C_n^t$, где C_n^t — сочетание из n элементов по t определяет число возможных ошибок кратности t на длине n-разрядной кодовой комбинации. С учетом разрешенной кодовой комбинации A_i, приписываемой подмножеству M_i, получают число $1 + \sum_{t=1}^{t_n} C_n^t$.

Принимая во внимание то, что число разрешенных комбинаций (а следовательно, и число подмножеств M_i) равно 2^k, получают общее число комбинаций в непересекающихся подмножествах, равное

$$2^k\left(1+\sum_{t=1}^{t_n} C_n^t\right). \tag{3.12}$$

Так как максимальное число различных кодовых комбинаций кода равно 2^n, то

$$2^k\left(1+\sum_{t=1}^{t_n} C_n^t\right)\leqslant 2^n,$$

откуда

$$2^{n-k}\geqslant 1+\sum_{t=1}^{t_n} C_n^t \tag{3.13}$$

или

$$n-k\geqslant \log_2\left(1+\sum_{t=1}^{t_n} C_n^t\right). \tag{3.14}$$

Преобразовав (3.14), получают

$$n-k\geqslant \log_2\sum_{t=0}^{t_n} C_n^t. \tag{3.15}$$

Если, например, $n=7$, $t_n=1$, то на основании (3.7) $d=3$, а $n-k\geqslant \log_2(1+7)=3$.

Приведенная оценка функциональной зависимости справедлива только для двоичных кодов, исправляющих независимые ошибки.

Но необходимо отметить, что использование оптимальных или близких к оптимальным корректирующих кодов не всегда целесообразно, так как часто приходится учитывать и такой важный показатель корректирующего кода, как сложность технической реализации процессов кодирования и декодирования. Так, например, из рассмотренной на рис. 3.10 универсальной схемы декодирования видно, что число переключателей, необходимое для реализации декодирующего устройства, равно 2^n-1, а с увеличением длины кода объем оборудования будет расти. Поэтому данная схема пригодна лишь для кодов небольшой значности. Отсюда и возникает необходимость отыскания более простых принципов декодирования.

Правила, заложенные в структуре ниже рассматриваемых кодов, позволяют производить декодирование более простым способом, нежели прямое сличение принятой кодовой комбинации со всеми возможными.

§ 3.4. СИСТЕМАТИЧЕСКИЕ КОДЫ

Систематическим называют групповой n-значный код, в котором из n символов, образующих кодовую комбинацию, k символов являются информационными, а остальные $n-k$ — избыточными, предназначенными для проверки (проверочные символы во всех комбинациях занимают одни и те же позиции).

Задание систематического кода производится с помощью производящей и проверочной матриц. *Производящая матрица* позволяет получить все возможные комбинации кода путем суммирования по mod 2 всех возможных сочетаний строк (по две, три и т. д.). По производящей матрице строится *проверочная матрица*, которая служит для создания алгоритмов кодирования и декодирования, а следовательно, кодирующего и декодирующего устройств.

Производящую матрицу образуют путем приписывания справа к единичной квадратной матрице размера k, дополнительной матрицы, содержащей $n-k$ столбцов и k строк, например

$$\mathrm{A}=\left\|\begin{array}{ll} \overbrace{10\ \ldots\ 000}^{k} & \overbrace{a_{11}\,a_{12}\cdots a_{1}\,(n-k)}^{n-k} \\ 01\ \ldots\ 000 & a_{21}\,a_{22}\cdots a_{2}\,(n-k) \\ \ldots\ldots & \ldots\ldots\ldots \\ \ldots\ldots & \ldots\ldots\ldots \\ 00\ \ldots\ 001 & a_{k1}\,a_{k2}\cdots a_{k}\,(n-k) \end{array}\right\|.$$

Строки дополнительной матрицы получают путем перебора различных $n-k$ разрядных комбинаций, содержащих не менее $d-1$ единиц, причем сумма любых двух строк по mod 2 должна иметь не менее $d-2$ единиц. Это требование является следствием того, что величина кодового расстояния зависит как от числа единиц в строке, так и от их взаимного расположения по длине кодовой комбинации (в каждой строке единичной матрицы уже содержится по одной единице, а кодовое расстояние d между комбинациями единичной матрицы равно двум).

При построении проверочной матрицы к единичной квадратной матрице с $n-k$ строками и столбцами слева приписывают матрицу, содержащую k столбцов и $n-k$ строк, причем каждая ее строка формируется из соответствующего приписанного столбца производящей матрицы:

$$\mathbf{H}=\left\|\begin{array}{ll} a_{11}\,a_{21}\cdots a_{k1} & 10\ldots\ldots 0 \\ a_{12}\,a_{22}\cdots a_{k2} & 01\ldots\ldots 0 \\ \ldots\ldots\ldots\ldots\ldots\ldots & \ldots\ldots\ldots \\ \ldots\ldots\ldots\ldots\ldots\ldots & \ldots\ldots\ldots \\ a_{1\,(n-k)}\,a_{2\,(n-k)}\cdots a_{k\,(n-k)} & 00\ldots\ldots 1 \end{array}\right\|.$$

Построенная проверочная матрица позволяет выбрать алгоритм кодирования и декодирования систематического кода исходя из того, что единицы в каждой ее строке соответствуют тем символам кода,

сумма которых по mod 2 должна быть равна нулю, т. е. быть четной.

Рассмотрим вышесказанное на примере кода, позволяющего исправлять одиночные ошибки ($t_и = 1$) и имеющего $n = 7$.

Кодовое расстояние

$$d = 2t_и + 1 = 3.$$

Число проверочных символов из (3.15)

$$n - k = 3,$$

следовательно, число информационных символов

$$k = 4.$$

Построим производящую матрицу:

$$\mathbf{A} = \begin{array}{c} \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 & a_6 & a_7 \end{matrix} \\ \left\| \begin{matrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{matrix} \right\| \end{array},$$

а затем, определяя суммы по mod 2 всех возможных сочетаний строк, получим остальные комбинации. Так, первая и вторая строки дадут комбинацию 1100110, первая и третья — 1010101, первая и четвертая — 1001100 и т. д., первая, вторая, третья и четвертая — 1111111. Итак, первые четыре символа представляют собой все возможные четырехразрядные двоичные числа.

По производящей матрице построим проверочную матрицу:

$$\mathbf{H} = \begin{array}{c} \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 & a_6 & a_7 \end{matrix} \\ \left\| \begin{matrix} 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{matrix} \right\| \end{array},$$

из которой получим соответственно следующие уравнения проверки для 1, 2, 3-й строк:

1) $r_1 = a_2 \oplus a_3 \oplus a_4 \oplus a_5 = 0;$
2) $r_2 = a_1 \oplus a_3 \oplus a_4 \oplus a_6 = 0;$
3) $r_3 = a_1 \oplus a_2 \oplus a_4 \oplus a_7 = 0.$

Из уравнений видно, что элемент a_1 входит в уравнения 2 и 3, a_2 — в уравнения 1 и 3, a_3 — в уравнения 1 и 2, a_4 — во все уравнения, а a_5, a_6 и a_7 — только в какое-либо одно уравнение. Следовательно, искажение одного из элементов a_i нарушит вполне определенные уравнения, по которым можно определить и восстановить искаженный элемент. Такая проверка является проверкой на четность по определенному сочетанию разрядов.

Коды цифр проверочных разрядов получаем из уравнений проверки для строк:

$$a_2 \oplus a_3 \oplus a_4 = a_5;$$
$$a_1 \oplus a_3 \oplus a_4 = a_6;$$
$$a_1 \oplus a_2 \oplus a_4 = a_7.$$

Если некоторый источник выдает информационные последовательности в виде упомянутого выше четырехразрядного кода a_1, a_2, a_3, a_4, например 1100, то кодирующее устройство закодирует: a_1, a_2, a_3, a_4, a_5, a_6, a_7 — 1100110. Эта комбинация, переданная по каналу связи, попадает для проверки на декодирующее устройство. Если комбинация исказилась, например получена комбинация 1101110, то декодирование покажет, что

$$r_1 = a_2 \oplus a_3 \oplus a_4 \oplus a_5 = 1;$$
$$r_2 = a_1 \oplus a_3 \oplus a_4 \oplus a_6 = 1;$$
$$r_3 = a_1 \oplus a_2 \oplus a_4 \oplus a_7 = 1,$$

т. е. исказился элемент a_4, общий для всех уравнений. Изменив его значение, восстановим правильную комбинацию.

Таким образом, результаты проверок дают кодовую комбинацию вида $R_j = r_1, r_2, \ldots, r_{n-k}$), которую называют *контрольной последовательностью*, или *опознавателем* (*синдромом*). Каждому опознавателю может быть однозначно сопоставлен исправляющий вектор $\mathbf{E}_j$, сумма которого по mod 2 с принятой комбинацией $\mathbf{B}_j$ образует переданную кодовую комбинацию:

$$\mathbf{A}_j = \mathbf{B}_j \oplus \mathbf{E}_j. \qquad (3.16)$$

При $R_j = 0$ считается, что кодовая комбинация принята без ошибок или произошла необнаруживаемая ошибка. Иными словами, для определения, к какому смежному классу из тех, главными элементами которых являются разрешенные кодовые комбинации, относится принятая комбинация, каждому из смежных классов поставлен в соответствие некоторый опознаватель.

Очевидно, что разрядность $n - k$ опознавателя является определяющей для количества возможных вариантов исправляемых или обнаруживаемых ошибок, так как от нее зависит общее число, равное $2^{n-k} - 1$, различных ненулевых опознавателей.

Построенный описанным выше методом опознаватель позволил отметить появление ошибки и путем проведения дополнительных операций выявить номер искаженного разряда.

Опознаватель можно построить так, чтобы полученный при проверках результат ($r_1 r_2 \ldots r_{n-k}$) прямо указывал номер искаженного разряда и тем самым упростил декодирование. Для этого необходимо, чтобы при первой проверке получалась цифра с весом младшего разряда числа 2^0, при второй проверке — с весом следующего разряда 2^1 и т. д. Тогда сумма всех проверок даст двоичный код номера искаженного разряда. Код, построенный по такому правилу, называют *кодом Хемминга.*

Уравнения проверки для кода Хемминга строят следующим образом. Все номера разрядов кода записывают в двоичном виде: $a_1 = a_{0001}$; $a_2 = a_{0010}$; $a_3 = a_{0011}$ и т. д. Первое проверочное уравнение составляют как сумму по mod 2 всех разрядов, в номерах которых в младшем разряде 2^0 стоит единица:

$$r_1 = a_1 \oplus a_3 \oplus a_5 \oplus a_7.$$

Второе проверочное уравнение составляют как сумму по mod 2 всех разрядов, в номерах которых стоит единица на втором месте (2^1):

$$r_2 = a_2 \oplus a_3 \oplus a_6 \oplus a_7.$$

Третье проверочное уравнение составляют как сумму по mod 2 всех разрядов, в номерах которых стоит единица на третьем месте (2^2), и т. д.

Уравнения кодирования для определения проверочных разрядов находят путем приравнивания проверочных уравнений нулю при отсутствии ошибок:

$$\left.\begin{aligned} &a_1 = a_3 \oplus a_5 \oplus a_7; \\ &a_2 = a_3 \oplus a_6 \oplus a_7; \\ &\cdots\cdots\cdots \\ &\text{и т. д.} \end{aligned}\right\} \qquad (3.17)$$

Проверочные разряды размещаются внутри кодовой комбинации на местах, соответствующих их номеру.

Например, необходимо передать информационную последовательность 1100 такую же, как и в предыдущем примере. Из этого примера видно, что число проверочных разрядов $n - k = 3$. В коде Хемминга они разместятся на первом a_1, втором a_2 и четвертом a_4 местах. Кодовая комбинация примет вид $a_1 a_2 1 a_4 100$.

Определим:

$$a_1 = a_3 \oplus a_5 \oplus a_7 = 1 \oplus 1 \oplus 0 = 0;$$
$$a_2 = a_3 \oplus a_6 \oplus a_7 = 1 \oplus 0 \oplus 0 = 1;$$
$$a_4 = a_5 \oplus a_6 \oplus a_7 = 1 \oplus 0 \oplus 0 = 1.$$

Следовательно, передана будет комбинация 0111100, в которой выделены проверочные разряды.

Если при передаче информации произошла одиночная ошибка и принятая комбинация приобрела вид 0101100, то декодирование даст следующий результат:

$$r_1 = a_1 \oplus a_3 \oplus a_5 \oplus a_7 = 0 \oplus 0 \oplus 1 \oplus 0 = 1;$$
$$r_2 = a_2 \oplus a_3 \oplus a_6 \oplus a_7 = 1 \oplus 0 \oplus 0 \oplus 0 = 1;$$
$$r_3 = a_4 \oplus a_5 \oplus a_6 \oplus a_7 = 1 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 0 = 0,$$

т. е. $r_1 r_2 r_3 \rightarrow 1 \cdot 2^0 + 1 \cdot 2^1 + 0 \cdot 2^2 = 3$.

Отсюда, номер искаженного разряда равен трем. Следовательно 0 третьего разряда надо изменить **на 1.**

На основании вышеизложенных правил построения систематических кодов процессы кодирования и декодирования передаваемой информации должны происходить следующим образом.

Необходимо, чтобы кодирующее устройство включало в себя регистр на n разрядов и $r = (n - k)$ сумматоров по mod 2, каждый из которых предназначен для формирования одного проверочного разряда из определенных информационных по алгоритму, задаваемому производящей матрицей.

Рассмотрим применительно к предыдущему примеру работу функциональной схемы кодирующего устройства, представленную на рис. 3.11. Перед началом работы все триггеры кодирующего регистра

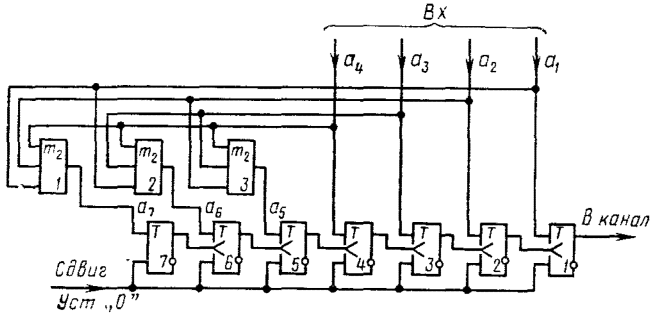


Рис. 3.11. Функциональная схема кодирующего устройства для систематического (7,4)-кода

устанавливаются в нуль. Подлежащая кодированию четырехразрядная комбинация поступает на вход в параллельном коде и заполняет четыре первых триггера кодирующего регистра. Одновременно те же информационные разряды в порядке, определяемом системой уравнений кодирования, поступают на сумматоры по mod 2, реализующие операцию суммирования. Результатами суммирования заполняются остальные три триггера регистра. На этом операция кодирования заканчивается. Полученная кодовая комбинация с помощью n импульсов сдвига выводится на передатчик. При поступлении следующей кодовой комбинации спустя n тактов цикл повторяется.

Для кода Хемминга функциональная схема кодирующего устройства принципиально не меняется, изменяется лишь порядок подключения входов и выходов сумматоров, а также входов триггеров регистра, предназначенных для хранения информационных разрядов.

Декодирующее устройство должно содержать регистр сдвига на n разрядов, $r = (n - k)$ сумматоров по mod 2 и дешифратор опознавателя, формирующий вектор для исправления ошибок. Функциональная схема декодирующего устройства, реализующая систему проверок для того же примера, приведена на рис. 3.12; рассмотрим ее работу.

Информация, поступающая из канала связи, последовательно заполняет семиразрядный декодирующий регистр. Спустя n тактов

сумматоры по mod 2 сформируют комбинацию опознавателя (входы сумматоров объединяются с выходами триггеров декодирующего регистра в соответствии с системой проверочных уравнений), которая подается на дешифратор опознавателя, формирующий вектор для исправления ошибки (дешифратор имеет 2^r — 1 выхода, соответствующих определенной комбинации опознавателя). Вектор поступает на раздельные входы триггеров информационных разрядов регистра, где на $(n + 1)$-м такте происходит его сложение с искаженной комбинацией, что соответствует исправлению наиболее вероятной ошибки. Эта операция осуществляется простым инвертированием состояния

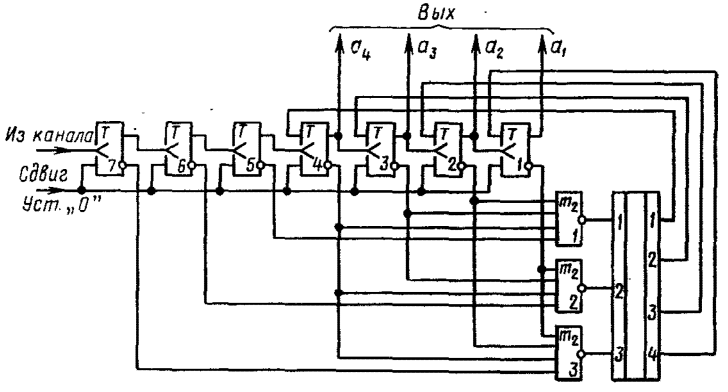


Рис. 3.12. Функциональная схема декодирующего устройства для систематического (7,4)-кода

триггера путем его переброса. Исправленная комбинация выводится из регистра и поступает на выход. Если система декодирования предназначена для обнаружения ошибок, то выходы всех сумматоров по mod 2 объединяются для выдачи сигнала ошибки. Декодирование кода Хемминга осуществляется аналогично.

Использование систематических кодов в общем случае позволяет упростить схемы кодирования и декодирования.

§ 3.5. ЦИКЛИЧЕСКИЕ КОДЫ

Попытки упростить технику кодирования и декодирования систематических кодов привели к созданию кодов, называемых циклическими. Это название было дано им вследствие того, что образование разрешенных кодовых комбинаций производится циклической перестановкой, например циклическая перестановка комбинации $a_0a_1a_2 \ldots a_{n-1}$ приведет к комбинации $a_{n-1}a_0a_1 \ldots a_{n-2}$.

При описании циклических кодов удобно кодовые комбинации представлять в форме полиномов степени n — 1:

$$a_0 + a_1 x^1 + a_2 x^2 + \ldots + a_{n-1} x^{n-1} \qquad (3.18)$$

и действия над комбинациями сводить к действиям над полиномами. Не вдаваясь подробно в теорию циклических кодов, отметим, что в этом случае циклическая перестановка будет сводиться к простому умножению полинома на x и в случае появления x^n — к замене его на единицу и перестановке на место нуля. Например, если имеется кодовая комбинация 1101011, то она может быть записана в виде полинома $1 + x^1 + x^3 + x^5 + x^6$. Для реализации циклической перестановки умножим этот полином на x, получим в результате $x^1 + x^2 + x^4 + x^6 + x^7$. После замены x^7 на 1 и перестановки будет $1 + x^1 + x^2 + x^4 + x^6$, т. е. 1110101.

Сумму по mod 2, первоначальной и образованной в результате циклического сдвига комбинации

$$\begin{array}{r} 1101011 \\ \oplus\ 1110101 \\ \hline 0011110 \end{array},$$

можно получить умножением полинома первоначальной комбинации на двучлен $1 + x$:

$$\begin{array}{l} 1+x+0+x^3+0+x^5+x^6 \\ \qquad\qquad\qquad\qquad\qquad 1+x \\ \hline x+x^2+0+x^4+0+x^6+x^7 \\ 1+x+0+x^3+0+x^5+x^6 \\ \hline 1+0+x^2+x^3+x^4+x^5+0+x^7 \\ \uparrow\ \cdots\cdots\cdots\cdots\ | \end{array}$$

Данному полиному будет соответствовать комбинация 0011110.

Циклический код может быть задан образующим полиномом $g(x)$ степени $n-k$, на который делится без остатка двучлен $1 + x^n$. Образующий полином подбирается в соответствии с длиной кодовой комбинации и статистикой ошибок из числа полиномов, приведенных в таблицах. Если образующий полином выбран и соответствующая ему кодовая комбинация имеет вид $a_0a_1a_2 \ldots a_{n-k}$, то циклический код может быть задан в виде матрицы, имеющей n столбцов и k строк. Первая строка этой матрицы образуется из комбинации, соответствующей образующему полиному $q(x)$, дополненному нулями. Для второй строки используется $q(x) \cdot x$ (сдвиг на один разряд вправо), для третьей $q(x) \cdot x^2$ (сдвиг на два разряда вправо) и т. д.:

$$\mathbf{A} = \begin{Vmatrix} a_0 & a_1 & a_2 \cdots a_{n-k} & 000 \cdots\cdots 0 \\ 0 & a_0 & a_1 \cdots a_{n-k-1} & a_{n-k}00 \cdots\cdots 0 \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ 0 & 0 & 0 \quad 0 & 0a_0a_1 \cdots\cdots a_{n-k} \end{Vmatrix}. \qquad (3.19)$$

Например, для кода с $n = 7$ и $k = 4$ и выбранного образующего полинома $q(x) = 1 + x + x^3$ образующая матрица имеет вид

$$\mathbf{A} = \begin{Vmatrix} 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 \end{Vmatrix}.$$

В циклических кодах обычно для информационных разрядов отводят k позиций со старшими номерами в кодовой комбинации и $n-k$ позиций с младшими номерами для проверочных разрядов. Образующая матрица позволяет построить все кодовые комбинации суммированием строк во всех возможных сочетаниях (табл. 3.3).

Таблица 3.3

Кодовые комбинации		Кодовые комбинации	
проверочные разряды	информационные разряды	проверочные разряды	информационные разряды
110	1000	011	1001
011	0100	110	0101
101	1100	000	1101
111	0010	010	0011
001	1010	100	1011
100	0110	001	0111
010	1110	111	1111
101	0001		

Но поскольку каждая строка образующей матрицы представляет собой комбинацию образующего полинома $g(x)$ и нулей, то она делится без остатка на этот полином. Этим свойством, позволяющим свести процессы кодирования и декодирования к делению по mod 2 информационной последовательности на производящий полином, обладают и все другие разрешенные кодовые комбинации, которые получены за счет сочетания строк образующей матрицы.

Проверка правильности принятой кодовой комбинации сводится к выявлению остатка при делении ее на производящий полином. Если остаток отсутствует, то считается, что кодовая комбинация принята без искажений.

Проверочный полином $h(x)$ можно получить делением двучлена $1 + x^n$ на образующий полином $g(x)$; так, для рассматриваемого примера

$$\begin{array}{l|l} 1+x^7 & 1+x+x^3 \\ \hline 1+x+x^3 & 1+x+x^2+x^4 \\ \hline x+x^3+x^7 & \\ x+x^2+x^4 & \\ \hline x^2+x^3+x^4+x^7 & \\ x^2+x^3+x^5 & \\ \hline x^4+x^5+x^7 & \\ x^4+x^5+x^7 & \end{array}$$

$h(x) = 11101.$

В основу техники кодирования и декодирования могут быть положены регистры сдвига с обратными связями. Возможная схема кодирования изображена на рис. 3.13. Эта схема состоит из четырех-

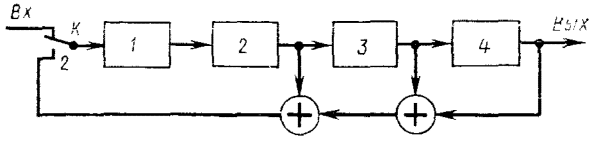


Рис. 3.13. Схема кодирующего регистра

разрядного регистра с обратными связями и входного ключа K. Пусть информационная последовательность, поступающая в устройство кодирования, будет 0101. В течение первых четырех тактов ($k = 4$) она заполнит регистр. Затем ключ K на входе перебрасывается в положение *2* и замыкает обратную связь. Под действием следующих семи тактов ($n = 7$) в схеме кодирования происходит формирование семиразрядной последовательности циклического кода (табл. 3.4) и ее выдача на выход.

Таблица 3.4

Разряды				Вых.
0	1	0	1	–
0	0	1	0	1
1	0	0	1	0
1	1	0	0	1
0	1	1	0	0
0	0	1	1	0
0	0	0	1	1
0	0	0	0	1

Выходная последовательность имеет вид 1100101, т. е. к информационной последовательности добавлены три проверочных разряда.

Устройство кодирования может быть построено и по другой схеме. Например, информационная последовательность сразу проходит в канал связи и параллельно в схему кодирования для образования дополнительных проверочных разрядов. Тогда работа схемы будет протекать следующим образом (рис. 3.14). Вначале по сигналу, поступаю-

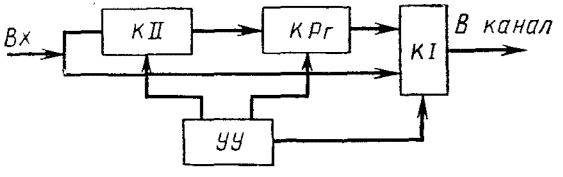


Рис. 3.14. Структурная схема кодирующего устройства циклического кода с делением на образующий полином

щему с устройства управления *УУ*, выход кодирующего регистра *КРг* с помощью коммутатора *КI* отключается от канала связи. Информационная последовательность одновременно через коммутатор *КII* поступает в *КРг* и через *КI* в канал связи. После этого выход кодирующего регистра *КРг* с помощью *КI* подключается к каналу и регистр

КРг совершает еще $n - k$ тактов, выдавая в канал проверочную последовательность. Далее цикл повторяется для следующей комбинации информационных символов. Переданная кодовая последовательность поступает на приемной стороне в декодирующее устройство, назначением которого является обнаружение и исправление ошибок. В основу декодирующего устройства положено с некоторыми видоизменениями устройство деления, которое в данном случае принято называть декодирующим регистром. Структурная схема декодирующего устройства (рис. 3.15) включает в себя декодирующий регистр *ДКРг*, буферный регистр *БРг*, анализатор опознавателя *АО*, устройство исправления ошибок *УИО*. Из канала кодовая последовательность одновременно поступает в *ДКРг* и *БРг*. После n тактов *БРг* будет полностью заполнен

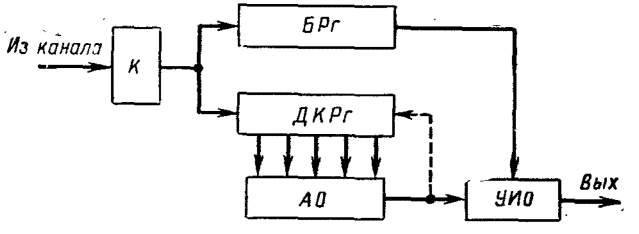


Рис. 3.15. Структурная схема декодирующего устройства циклического кода с делением на образующий полином

принятой кодовой комбинацией, а *ДКРг* будет сформирована комбинация опознавателя, соответствующая вектору ошибок. Таким образом, *БРг* как бы осуществляет функции запоминающего устройства для принимаемой комбинации на время выполнения операции деления.

Если при делении кодовой комбинации, хранящейся в *БРг*, на образующий полином $g(x)$ остаток будет равен нулю, что соответствует отсутствию ошибок, то информация из *БРг* поступает к получателю (при этом проверочные разряды стираются); если же при делении образуется остаток, что указывает на наличие ошибок, то комбинация опознавателя анализируется в анализаторе опознавателя *АО*, назначением которого является определение ошибок по информации, заключенной в образовавшемся от деления остатке. Далее, символы кодовой комбинации, подлежащей исправлению, последовательно выводятся на выход декодирующего устройства через устройство исправления ошибок. В момент поступления с *БРг* ошибочного символа анализатор опознавателя выдает корректирующий сигнал на устройство исправления ошибок, инвертируя тем самым ошибочный элемент. При исправлении однократных ошибок операция декодирования на этом заканчивается. Если же исправляются многократные ошибки, то корректирующий сигнал одновременно подается и в *ДКРг* (показано пунктиром), в результате чего комбинация остатка ставится в соответствии с вектором тех ошибок, которые еще необходимо исправить. Спустя $2n$ тактов *ДКРг* должен оказаться в нулевом состоянии. Если этого

не произошлю, то ошибка оказалась неисправимой при заданной корректирующей способности кода.

Как следует из логики работы схемы, вход декодирующего устройства для всех рассмотренных случаев должен отключаться на n тактов для выдачи исправленной кодовой комбинации получателю. Эта операция реализуется коммутатором K.

У кодов, предназначенных только для обнаружения ошибок, анализатор опознавателя заменяется простейшим обнаружителем ошибок, а устройство исправления ошибок отсутствует (при обнаружении ошибок принятая кодовая комбинация, хранящаяся в буферном регистре, стирается и все элементы декодирующего устройства устанавливаются в исходное положение).

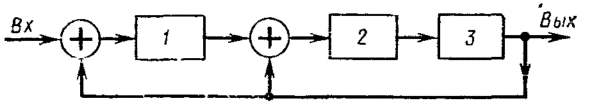


Рис. 3.16. Схема декодирующего регистра

Последовательность работы логических элементов декодирующего устройства определяется сигналами, поступающими с устройства управления, которое на данной схеме не показано.

Одна из возможных схем декодирующего регистра изображена на рис. 3.16. Действие регистра сводится к выявлению местоположения ошибочного знака. Если ошибок нет, то после декодирования в регистре образуется комбинация опознавателя, имеющая только нули. Если же содержание регистра отлично от нулевого, то это свидетельствует о наличии ошибки.

Процесс формирования состояний декодирующего регистра при принятии кодовой последовательности 1100101 без ошибки приведен в табл. 3.5.

При наличии в кодовой последовательности ошибки (например, 1101101) в декодирующем регистре в итоге получают следующее состояние (табл. 3.6):

Таблица 3.5

Вх	Разряды			Вых
1	1	0	0	0
0	0	1	0	0
1	1	0	1	0
0	1	0	0	1
0	0	1	0	0
1	1	0	1	0
1	0	0	0	

Без ошибки

Таблица 3.6

Вх.	Разряды			Вых.
1	1	0	0	0
0	0	1	0	0
1	1	0	1	0
1	0	0	0	1
0	0	0	0	0
1	1	0	0	0
1	1	1	0	

Имеется ошибка

Появление единичных состояний в разрядах регистра говорит о наличии ошибки в принятой кодовой последовательности. Для того чтобы указать местоположение ошибки в декодирующий регистр подают сдвигающие такты. Номер такта, на котором в первой ячейке регистра появится единица, а во всех остальных ячейках будут нули, совпадает с номером ошибочного разряда.

Таблица 3.7

Такты	1	1	0
1	0	1	1
2	1	1	1
3	1	0	1
4	1	0	0

Для определения номера искаженного разряда в рассматриваемом примере продолжим продвижение опознавателя 110 по регистру (табл. 3.7).

Требуемое сочетание 100 образуется на четвертом такте, что указывает на искажение четвертого разряда в принятой кодовой последовательности. Исправление символа искаженного разряда производят путем его инвертирования.

Мажоритарное декодирование. Для некоторых циклических кодов возможна *мажоритарная* процедура декодирования, заключающаяся в следующем.

Всякий код, в том числе и циклический, как было сказано выше, можно задать проверочной матрицей, отображающей систему контрольных проверок для данного кода. *Системой разделенных контрольных проверок* называют такое множество проверок, которое удовлетворяет следующим условиям: 1) символ a_j входит в каждую проверку множества; 2) символ $a_i (i \neq j)$ входит не более чем в одну проверку. При выполнении этих условий одиночная ошибка может нарушить только ту проверку, в которую входит искаженный символ, а две ошибки исказят не более чем две проверки и т. д. Всякая система уравнений может быть разрешена, например, сначала относительно a_1, а затем относительно a_2 и т. д. В силу избыточности системы каждая из ее независимых переменных может быть найдена не единственным способом. Значение символа a_j может быть определено с помощью мажоритарного подхода (по большинству), т. е. принимается то значение a_j, которое соответствует большинству проверок. Для декодирования остальных символов используют систему проверок циклического кода, поскольку контрольным соотношениям удовлетворяет любое кодовое слово, в том числе и слово, получаемое из принятой последовательности циклическим сдвигом.

В качестве примера рассмотрим циклический (7,3)-код с образующим полиномом:

$$g(x) = 1 + x + x^2 + x^4 = 11101.$$

Проверочная матрица, определяющая систему разделенных проверок относительно a_1, будет иметь вид

$$\mathbf{H} = \begin{Vmatrix} 1101000 \\ 1000110 \\ 1010001 \end{Vmatrix}.$$

Этот код имеет минимальное кодовое расстояние $d = 4$.
Система контрольных проверок запишется в виде

$$\left.\begin{aligned} a_1 &= a_2 \oplus a_4 \\ a_1 &= a_5 \oplus a_6 \\ a_1 &= a_3 \oplus a_7 \\ a_1 &= a_1 \end{aligned}\right\};\quad \left.\begin{aligned} a_2 &= a_3 \oplus a_5 \\ a_2 &= a_6 \oplus a_7 \\ a_2 &= a_4 \oplus a_1 \\ a_2 &= a_2 \end{aligned}\right\};\quad \left.\begin{aligned} a_3 &= a_4 \oplus a_6 \\ a_3 &= a_7 \oplus a_1 \\ a_3 &= a_5 \oplus a_2 \\ a_3 &= a_3 \end{aligned}\right\}. \qquad (3.20)$$

При одиночных ошибках неправильное значение для символа a_j даст только то соотношение, в которое входит ошибочный символ. Следовательно, значение a_j можно определить, применяя решение «по большинству». Случай, когда два уравнения дают $a_j = 1$, а два другие $a_j = 0$, соответствует обнаружению двойной ошибки.

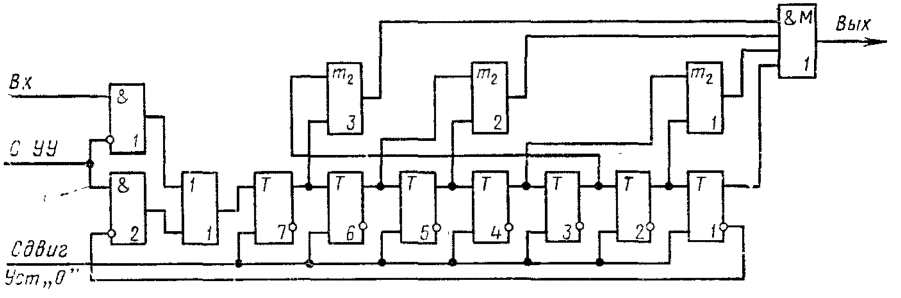


Рис. 3.17. Функциональная схема мажоритарного декодирующего устройства

Функциональная схема декодирующего устройства для данного кода представлена на рис. 3.17. В нее входят декодирующий регистр сдвига (T_1 — T_7) с обратной связью, мажоритарный элемент M, три сумматора по mod 2 (m_2), включенные в соответствии с системой проверок (3.20), входной коммутатор, представляющий собой две схемы совпадения, объединенные схемой собирания. Рассмотрим принцип работы схемы.

По сигналу, поступающему с устройства управления *УУ*, открывается схема совпадения *1* и информационная последовательность заполняет декодирующий регистр, после чего открывается схема совпадения *2* и закрывается схема совпадения *1*. На последующих тактах сумматоры по mod 2 определяют значения a_j для каждой из проверок и подают их на мажоритарный элемент M, который принимает значение a_j «по большинству» и подает его на выход. После n циклических сдвигов декодирование заканчивается.

Пусть в канал поступила комбинация 1100101.

Если, например, при передаче исказился a_3, то декодирующий регистр заполнит комбинация 1110101. На следующем такте продвижения комбинации по регистру включается обратная связь и начинают работать сумматоры m_2. На входе мажоритарного элемента M появится комбинация 1101, а на его выходе, следовательно, значение символа $a_1 = 1$. При следующем такте продвижения на входе M поя-

вится — 0111, а на его выходе — $a_2 = 1$. Далее на M поступит 0001, а на выходе появится исправленное значение $a_3 = 0$, и т. д.

Таким образом, спустя $n = 7$ тактов на выходе появится исправленная комбинация 1100101. После этого все элементы декодирующего устройства устанавливаются в исходное состояние и цикл декодирования повторяется для следующей кодовой комбинации.

Более широкие возможности для построения циклических кодов, допускающих мажоритарное декодирование, имеют декодирующие устройства с квазиразделенными проверками.

Системой квазиразделенных проверок называют множество контрольных проверок, удовлетворяющее следующим условиям: в каждую проверку входит одна и та же линейная форма от нескольких символов; символ a_i входит не более чем в одну проверку.

В случае двоичных кодов система квазиразделенных проверок является разделенной относительно одного и того же подмножества символов a_{j1}, a_{j2}, ..., a_{jx}, поэтому проверочная матрица может включать в себя несколько столбцов, содержащих одни единицы.

Рассмотрим систему квазиразделенных проверок при мажоритарном декодировании для (7, 4)-кода с образующим полиномом $g(x) = 1 + x + x^3 = 1101$.

Проверочная матрица этого кода для символов a_1 и a_2

$$\mathbf{H} = \begin{Vmatrix} 1110010 \\ 1100101 \end{Vmatrix}.$$

Строки матрицы **H** образуют систему квазиразделенных проверок, позволяющую двумя независимыми способами вычислить сумму символов $a_1 \oplus a_2$. Дополняя систему тривиальным соотношением $a_1 \oplus a_2 = a_1 \oplus a_2$ и используя мажоритарный решающий элемент, получим схему декодирования, которая при одиночных ошибках дает возможность правильно определить значение суммы символов $a_1 + a_2$:

$$\left.\begin{aligned} a_1 \oplus a_2 &= a_3 \oplus a_6; \\ a_1 \oplus a_2 &= a_5 \oplus a_7; \\ a_1 \oplus a_2 &= a_1 \oplus a_2. \end{aligned}\right\} \qquad (3.21)$$

Циклический сдвиг системы уравнений (3.21) образует системы квазиразделенных проверок для сумм символов $a_2 \oplus a_3$; $a_3 \oplus a_4$ и т. д. Покажем, что в этом случае можно определить символы переданного сообщения.

Если $\alpha_1 = a_1 \oplus a_2$ и принятая последовательность циклически сдвигается, то на следующем такте на выходе мажоритарного элемента будет $\alpha_2 = a_2 \oplus a_3$. Тогда для символа a_2 можно составить следующие разделенные проверки:

$$\left.\begin{aligned} a_2 &= \alpha_1 \oplus a_1; \\ a_2 &= \alpha_2 \oplus a_3; \\ a_2 &= a_2. \end{aligned}\right\} \qquad (3.22)$$

Эти проверки позволяют определить символ a_2 и все остальные символы кодовой комбинации. Возникающая при этом задержка декодирования на один такт может быть легко учтена при кодировании.

Функциональная схема декодирующего устройства, реализующего рассмотренный алгоритм, приведена на рис. 3.18. Рассмотрим последовательность логических операций, выполняемых этой схемой.

При открывании схемы совпадения *1* информационная последовательность заполняет декодирующий регистр $T_1 — T_7$. Далее схема совпадения *1* закрывается и открывается схема совпадения *2*; инфор-

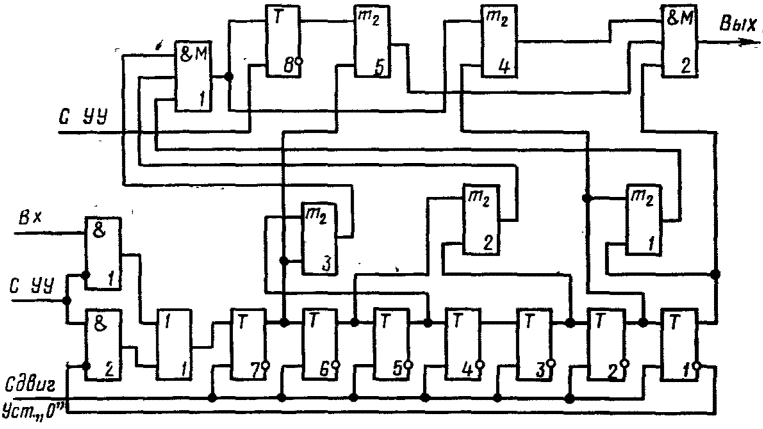


Рис. 3.18. Функциональная схема мажоритарного декодирующего устройства с квазиразделенными проверками

мационная последовательность циклически сдвигается и срабатывают сумматоры по mod 2 *1*, *2*, *3*. На выходе мажоритарного элемента M_1 появляется величина α_1, которая поступает в T_7. Символ a_1 перепишется из триггера T_1 в триггер T_8. На следующем такте продвижения информационной последовательности на выходе M_1 появится значение d_2, а на выходе M_2 — значение символа a_2. Последующие символы определяются аналогично на очередных тактах работы регистра. Следовательно, спустя $n + 1 = 8$ тактов все символы принятой комбинации будут декодированы и пройдут на выход. Операция исправления искаженных символов осуществляется так же, как и в примере для разделенных проверок. По сигналу *Уст.* «0» декодирующее устройство подготавливается для приема очередной комбинации кода.

§ 3.6. НЕПРЕРЫВНЫЕ КОДЫ

Коды, в которых кодирование и декодирование проводятся непрерывно над последовательностями символов, называют *непрерывными* (*рекуррентными*).

В непрерывных кодах проверочные символы размещаются среди информационных символов и образуются при кодировании путем

суммирования по mod 2 нескольких информационных символов, находящихся друг от друга на определенном расстоянии. В таких кодах на каждые n передаваемых символов приходится k информационных символов. Отношение числа информационных символов к числу непрерывно передаваемых символов характеризует избыточность кода.

Простейшим является непрерывный код с избыточностью $k/n = 1/2$, т. е. код, в котором каждый проверочный символ $a_{\text{пр}}$ образуется путем суммирования по mod 2 двух соседних информационных символов $a_{\text{и}}$ в соответствии с рекуррентной формулой

$$a_{\text{пр}1+2i} = a_{\text{и}2+2i} \oplus a_{\text{и}4+2i} \quad (i = 0,\ 1,\ 2,\ \ldots).$$

Схема кодирования, построенная на основе этого уравнения, изображена на рис. 3.19. Она состоит из двухразрядного сдвигающего регистра, сумматора по mod 2, ключа K и работает следующим образом.

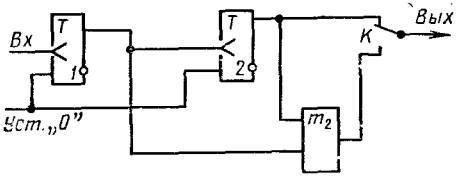


Рис. 3.19. Функциональная схема кодирующего устройства для рекуррентного ($^1/_2$)-кода

После того как первые два символа информационной последовательности будут занесены в регистр, сумматор по mod 2 определит первый проверочный символ $a_{\text{пр}2}$ в соответствии с рекуррентной формулой. К этому времени ключ K, пропустив первый информационный символ $a_{\text{и}1}$, займет нижнее положение и предоставит тем самым возможность пройти $a_{\text{пр}2}$ на выход. Одновременно происходит сдвиг информационной последовательности в регистре, после чего ключ K занимает верхнее положение. Далее поступает следующий информационный символ $a_{\text{и}5}$. В регистре будут занесены второй и третий символы $a_{\text{и}5}$ и $a_{\text{и}3}$ информационной последовательности. Сумматор по mod 2 определяет проверочный символ $a_{\text{пр}4}$ и т. д. Таким образом, на выходе образуется последовательность проверочных и информационных символов $a_{\text{и}1}\ a_{\text{пр}2} a_{\text{и}3} a_{\text{пр}4}\ a_{\text{и}5} \ldots$.

Из работы схемы видно, что каждый информационный символ дважды участвует в образовании проверочных символов: вначале предыдущего, затем последующего. При таком схемном построении вследствие непосредственного соседства разрядов, охваченных общей проверкой, можно выявить только одиночные ошибки. Для исправления пачки ошибок необходимо соседние серии разделить защитным промежутком.

На рис. 3.20 приведена схема кодирующего устройства, которая позволяет исправлять двукратные ошибки. Введение двухтактной задержки на регистре (первые два разряда) удаляет на два разряда проверочные символы и позволяет тем самым исправлять не только смежные двукратные ошибки, но и пачки длиной меньше и равные четырем. Например, последовательность $A_{\text{и}} = 101100111000$, поступившая в кодирующее устройство, образует проверочную последовательность

$A_{пр}$ путем суммирования по mod 2 сдвинутых информационных символов:

$$\begin{array}{r|l} & 101100111000 \\ & \quad 101100111000 \\ \hline 00 & 100111110110 \end{array}.$$

Синхронный коммутатор K объединяет информационную и проверочную последовательности:

$A_и$	1	0	1	1	0	0	1	1	1	0	0	0	
$A_{пр}$		0	0	1	0	0	1	1	1	1	1	0	1
$A_Σ$	1	0	0	0	1	1	1	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	1	0	1	0	0	0	1

и выдает ее на выход. На приемной стороне принятая кодовая последовательность поступает в декодирующее устройство, схема которого приведена на рис. 3.21.

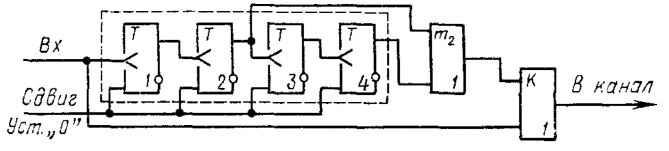


Рис. 3.20. Функциональная схема кодирующего устройства для исправления двукратных ошибок

Синхронный коммутатор K декодирующего устройства выполняет операцию, обратную операции, выполняемой синхронным коммутатором кодирующего устройства, т. е. расщепляет принятую последова-

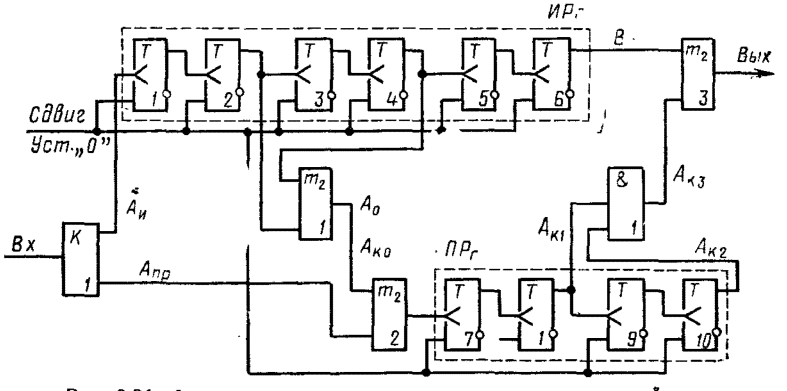


Рис. 3.21. Функциональная схема декодирующего устройства для рекуррентного кода

тельность на информационную $A_и$ и проверочную $A_{пр}$ последовательности. Информационная последовательность поступает затем в информационный регистр *ИРг* и используется для формирования опорной последовательности A_0 в сумматоре по mod 2/*1* аналогично тому, как

это делалось в кодирующем устройстве для определения проверочной последовательности $A_{пр}$.

Затем опорная A_0 и проверочная $A_{пр}$ последовательности поступают на сравнение в сумматор по mod 2/2, где определяется их сумма (корректирующая последовательность $A_{к0}$). Если эта сумма равна нулю, т. е. $A_0 = A_{пр}$, то искажения отсутствуют и информационная последовательность $A_и$ передается получателю. Если результат сравнения не равен нулю, то в принятой последовательности появилась ошибка в проверочной или информационной части. Например, если в $A_{пр}$, в одном из проверочных разрядов, вместо нуля появилась единица (подчеркнута), то в корректирующей последовательности на этом же месте также окажется единица:

A_0	0	0	1	0	0	1	1	1	1	1	0	1	1	0
$A_{пр}$	0	0	1	$\underline{1}$	0	1	1	1	1	1	0	1	1	0
$A_{к0}$	0	0	0	$\underline{1}$	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0

Если произошла ошибка в одном из разрядов информационной части, то при формировании A_0 искаженными будут два разряда:

				1	0	1	1	1	0	1	1	1	0	0	0
					1	0	$\overline{1}$	1	1	0	1	1	1	0	0	0
A_0	0	0	1	0	0	1	0	1	$\overline{0}$	1	0	1	1	0		
$A_{пр}$	0	0	1	0	0	1	$\overline{1}$	1	$\overline{1}$	1	0	1	1	0		
$A_{к0}$	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0	0		

а в корректирующей последовательности $A_{к0}$ на двух местах появятся единицы. Для исправления ошибки необходимо искаженные символы информационной последовательности $A_и$ совместить с единицами корректирующей последовательности $A_{к0}$. Для этого в проверочном регистре *ПРг* формируются сдвинутые корректирующие последовательности $A_{к1}$ и $A_{к2}$, которые поступают затем в схему совпадения:

$A_{к0}$	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0
$A_{к1}$		0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0	0	0	0
$A_{к2}$			0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0	0	0
$A_{к3}$	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0

На выходе схемы совпадения единица появляется только в том разряде последовательности $A_{к3}$, в котором произошло совпадение единиц на входе.

Исправление ошибки осуществляется в сумматоре по mod 2 *3* путем суммирования искаженного символа с единицей:

$A_и$	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0	0	0
$A_{к3}$	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0
	1	0	1	1	0	0	1	1	1	0	0	0

Непрерывный код очень прост, но он имеет существенный недостаток – большую избыточность.

ГЛАВА 4

ДЕКОДИРОВАНИЕ ДИСКРЕТНЫХ СИГНАЛОВ С ИЗБЫТОЧНОСТЬЮ

§ 4.1. ПРИЕМ В ЦЕЛОМ И ПОСИМВОЛЬНЫЙ МЕТОД ПРИЕМА

При приеме дискретных сигналов с избыточностью в процессе декодирования производится преобразование принятых сигналов в комбинации кодовых символов, соответствующих элементарным сообщениям (буквам алфавита). Это преобразование может осуществляться двояко.

В первом случае анализируется целиком весь принятый сигнал и на основании используемых оценок принимается решение о соответствующей ему кодовой комбинации. Такой подход характерен для приема дискретных сигналов, называемого *приемом в целом.*

Во втором случае декодирование проводится в два этапа. Вначале принятый сигнал анализируется по элементам, соответствующим кодовым символам, затем устанавливаются принятые кодовые символы (единицы и нули), а следовательно, и состоящая из них кодовая комбинация. Преобразование принятых сигналов в кодовые комбинации сводится к выполнению операций демодуляции и регенерации, реализуемых схемой, которая условно называется *первой решающей схемой.* Затем кодовая комбинация преобразуется в наиболее вероятное элементарное сообщение. Эта операция выполняется декодирующим устройством, условно называемым *второй решающей схемой.* Такой подход характерен для приема дискретных сигналов, называемого *посимвольным.*

Посимвольный прием из-за разделения процесса отождествления принятого сигнала с буквой алфавита на два самостоятельных этапа целиком не использует информацию о принятом сигнале. Действительно, в первой решающей схеме на основании принятого сигнала $z'(t)$ определяются апостериорные вероятности каждого из символов кода и выбирается из этих символов тот, который имеет ее наибольшее значение. Сформированная таким образом кодовая комбинация $y'_n y'_{n-1} \ldots y'_1$ поступает во вторую решающую схему, где по некоторым критериям происходит ее отождествление (декодирование) с наиболее вероятной комбинацией $y_n y_{n-1} \ldots y_1$. При этом параметры сигнала $z'(t)$ и апостериорные вероятности сигналов не учитываются.

Прием в целом позволяет использовать всю информацию о принятом сигнале при восстановлении сообщения, но решающая схема при этом оказывается весьма сложной. Поэтому иногда целесообразен такой

прием, который хотя и не использует всю информацию, содержащуюся в принимаемом сигнале, но все же уменьшает ее потери по сравнению с посимвольным приемом. В схемах, осуществляющих этот прием, так же как и при посимвольном приеме, сохраняются два этапа восстановления сообщения, но и на втором этапе используются сведения о принятом сигнале $z'(t)$. Примером такого приема может служить схема, приведенная на рис. 4.1. Выделенная демодулятором *ДМ* огибающая принятого сигнала поступает на регенератор *Р*, на основании подсчета строб-импульсов принимается решение о принятом символе «1»

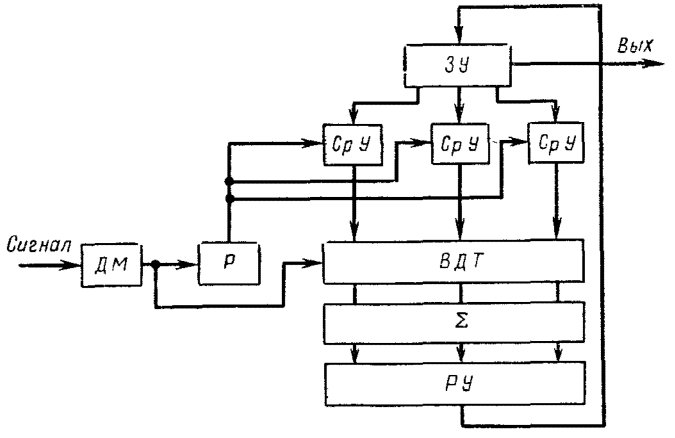


Рис. 4.1. Структурная схема приема дискретных сигналов с избыточностью

или «0». Максимальное число строб-импульсов для каждого символа равно α. Общее число импульсов для вынесения решения о восстанавливаемом символе, включая положение неопределенности, равно $2\alpha + 1$.

В общем случае в каждом из возможных состояний канала на передаваемый сигнал действует помеха. С некоторым приближением закон распределения искажений сигнала можно считать нормальным с известными параметрами. Необходимо установить апостериорные вероятности P_j правильного отождествления принятых символов при известной вероятности ошибки символа P_i и плотности вероятности искажения сигнала в каждом из возможных состояний канала. Для этого всю область принятия решения о регенерируемом символе делим на части Y_1 и Y_0. Если подсчитанное число строб-импульсов попадает в область Y_1, то выдается код «1», если в область Y_0, то выдается код «0».

Обозначим всю область принятия решения через единицу (рис. 4.2) и разобьем ее на две равные части. Внутри каждой части введем $(m + 1)$-ю градацию верности (C_j — число строб-импульсов внутри одной градации верности), с каждой из которых однозначно сопоставляется

код «1» или «0»:

$$\frac{C_j}{2\alpha+1} \in Y_1, \quad \text{если } 0 < \frac{C_j}{2\alpha+1} \leqslant 0{,}5;$$

$$\frac{C_j'}{2\alpha+1} \in Y_0, \quad \text{если } 0{,}5 < \frac{C_j'}{2\alpha+1} \leqslant 1,$$

где $C_j' = \alpha + C_j$.

Вероятность получения символа с искажением, соответствующим данной градации верности,

$$P_{j\beta} = \Phi(h_j) - \Phi(h_{j-1}), \tag{4.1}$$

где $h_j = \dfrac{C_j}{(2\alpha+1)\sigma_i}$; $h_{j-1} = \dfrac{C_{j-1}}{(2\alpha+1)\sigma_i}$.

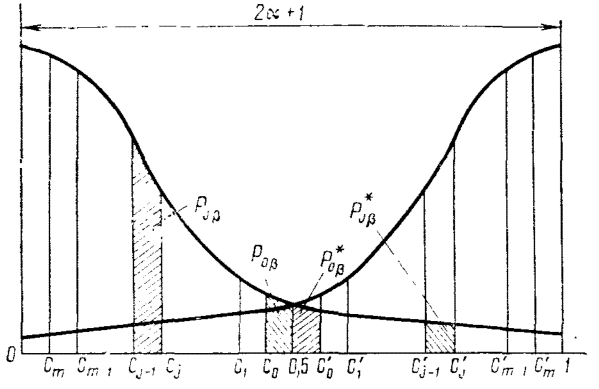


Рис. 4.2. Структурная схема оптимального приема в целом

Вероятности ошибки получения этого символа

$$P'_{\beta} = \Phi(h_j') - \Phi(h_{j-1}'), \tag{4.2}$$

где $h' = \dfrac{C'}{(2\alpha+1)\sigma_i}$; $h_{j-1}' = \dfrac{C_{j-1}}{(2\alpha+1)\sigma_i}$; $\Phi(h_i)$ — нормированная функция Лапласа вида

$$\Phi(h) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_0^h e^{-\frac{h^2}{2}}\, dh$$

(для определения таких функций имеются специальные таблицы).

Учитывая симметричность двоичного канала связи, можно те же рассуждения провести и для другого символа.

Полученные значения $P_{j\beta}$ и $P^*_{j\beta}$ позволяют составить следующие отношения правдоподобия:

$$(1 - P_j)/P_j = P_{j\beta}/P^*_{j\beta}, \tag{4.3}$$

а затем получить апостериорную вероятность приема сигнала с ошибкой:

$$P_j = P^*_{j\beta} / (P_{j\beta} + P^*_{j\beta}). \tag{4.4}$$

Таким образом, на данном этапе обработки сигналов с помощью вероятностного детектора *ВДТ* (см. рис. 4.1) выявляется качество их приема путем определения апостериорной вероятности их ошибочного приема.

Дальнейшая процедура декодирования принимаемой кодовой комбинации протекает следующим образом.

Регенерируемые символы последовательно поступают на сравнивающие устройства *СрУ*. Одновременно на них же из запоминающего устройства *ЗУ* подаются соответствующие разряды всех разрешенных кодовых комбинаций. В результате поразрядного сравнения вырабатываются сигналы совпадения и несовпадения, поступающие на вероятностный детектор *ВДТ*, который производит перерасчет приятых значений вероятностей ошибки символа.

Апостериорная вероятность ошибки символа при появлении сигналов несовпадения и совпадения соответственно:

$$\begin{aligned} P'_j &= 1 - P_j, \\ P'_j &= P_j. \end{aligned} \tag{4.5}$$

Получаемые вероятностные оценки поступают на сумматор Σ, который определяет величину математического ожидания ошибок M_n для каждой из сравниваемых кодовых комбинаций. Если считать, что при сравнении произошло совпадение в l разрядах и несовпадение в $n - l$ разрядах, то величина M_n для каждого этапа сравнения

$$M_n = P_N \frac{1}{n} \left[\sum_{\substack{j=0 \\ l=0}}^{\substack{j=m \\ l=n}} P_{jl} + \sum_{\substack{j=0 \\ l=0}}^{\substack{j=m \\ l=n}} (1 - P_{jl}) \right], \tag{4.6}$$

где P_{jl} — вероятность ошибки l-го символа, принятого с j-й градацией верности; P_N — вероятность передачи k-й кодовой комбинации; m — число градаций верности.

Решающее устройство *РУ* анализирует совокупность всех M_n и выносит решение о номере кодовой комбинации, для которой $M_n = M_{n\,\min}$. Указанная комбинация выдается из *ЗУ* на выход.

При оптимальном декодировании имеет место переход к интегральным сравнительным оценкам энергии принимаемой кодовой комбинации и всех кодовых комбинаций, хранящихся в *ЗУ*. Решение о номере переданной кодовой комбинации выносится по комбинации, энергия которой наименее уклоняется от энергии принятой кодовой комбинации после поразрядного сравнения.

Практически реализация оптимального декодирования связана с выполнением большого числа сложных преобразований. Упрощение допускают лишь методы, при которых в процессе декодирования используются некоторые более или менее грубые характеристики данной реализации случайной последовательности (метод Вагнера, прием с симметричной зоной стирания и др.).

§ 4.2. ОЦЕНКА ПОМЕХОУСТОЙЧИВОСТИ ПРИЕМА В ЦЕЛОМ

Для оценки помехоустойчивости приема в целом и ее сравнения с помехоустойчивостью поэлементного приема чаще всего используют теорему Финка. В соответствии с этой теоремой, если обозначить через P_1 — вероятность ошибки кодовой комбинации при посимвольном приеме; P_2 — вероятность того, что при посимвольном приеме произошла неисправимая ошибка; P_3 — вероятность ошибки кодовой комбинации при приеме в целом; P_4 — вероятность того, что при посимвольном приеме произошла необнаруженная ошибка, то при любом коде имеет место соотношение

$$P_1 \geqslant P_2 \geqslant P_3 \geqslant P_4. \tag{4.7}$$

Смысл этой теоремы можно выразить также следующим образом. При кодировании с избыточностью помехоустойчивость приема в целом выше помехоустойчивости посимвольного приема с исправлением ошибок, но ниже помехоустойчивости посимвольного приема с обнаружением ошибок и переспросом по каналу обратной связи. Для кода без избыточности прием в целом равнозначен посимвольному приему. Для доказательства теоремы рассмотрим условия, при которых кодовые комбинации будут регистрироваться ошибочно при различных методах приема. При этом будем иметь в виду, что кодовое расстояние между принимаемыми кодовыми комбинациями равно d.

При посимвольном приеме кодовая комбинация будет зафиксирована как ошибочная, если в подобранной наиболее похожей кодовой комбинации хотя бы в одном ее элементе будет несовпадение символов вне зависимости от того, можно ли эту ошибку исправить. Обозначим это событие через A_1, а его вероятность — через P_1. При посимвольном приеме с исправлением ошибок будет иметь место неисправленная ошибка, если в принятой кодовой комбинации окажутся более чем $|d/2|$ указанных несовпадений. Обозначим это событие через A_2, а его вероятность — через P_2. И наконец, при посимвольном приеме с обнаружением ошибок ошибка будет не обнаружена, если принятая кодовая комбинация перейдет под воздействием помехи в одну из разрешенных. Положим, что это событие A_4 имеет вероятность P_4.

Из вышеизложенного можно заключить, что если происходит событие A_4, то всегда имеют место события A_2 и A_1. Если же происходит событие A_2, то всегда имеет место событие A_1. Другими словами, множество событий A_4 включает подмножество событий A_2, в которое в свою очередь входит подмножество событий A_1. Поэтому их вероятности находятся в следующих соотношениях:

$$P_1 \geqslant P_2 \geqslant P_4. \tag{4.8}$$

Указанные вероятности равны только при $d = 1$, так как в этом случае события A_1, A_2 и A_4 совпадают.

При приеме в целом принятая кодовая комбинация будет ошибочной, если при математическом ожидании ошибок на ее длине $M_n = M_{n\,\min}$ и зафиксированное значение кодовой комбинации содержит любые варианты ошибок. Обозначим это событие через A_3, а его

вероятность — через P_3. Очевидно, что в число необнаруживаемых ошибок входят все переходы в разрешенные кодовые комбинации. Следовательно, множество событий A_4 является подмножеством событий A_3, поэтому

$$P_3 \geqslant P_4. \tag{4.9}$$

Равенство этих вероятностей имеет место при $d = 1$.

При посимвольном приеме гарантийно неисправимая ошибка кратности, превосходящей $d/2$, в равной мере может быть отнесена к той или другой разрешенной кодовой комбинации; при приеме же в целом учет вероятностных характеристик символов равнозначен увеличению основания кода. Это обстоятельство дает дополнительные сведения о кодовом расстоянии между разрешенными кодовыми комбинациями, что аналогично увеличению кратности гарантийно исправимых ошибок и, следовательно, сокращению кратности неисправимых ошибок. Поэтому события A_2 и A_3 могут быть как одновременно, так и независимо одно от другого, т. е. по отношению друг к другу они являются частично пересекающимися подмножествами. При этом подмножество A_2 всегда меньше подмножества A_3. В таком же соотношении находятся и вероятности этих событий. Поэтому всегда

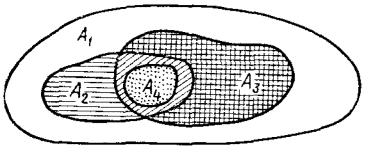


Рис. 4.3. Графическое представление вероятностных характеристик при приеме дискретных сигналов с избыточностью

$$P_2 \geqslant P_3. \tag{4.10}$$

Равенство этих вероятностей имеет место при $d = 1$.

Характер соотношений между подмножествами A_1, A_2 и A_3, A_4 показан на рис. 4.3.

Объединяя соотношения (4.8), (4.9) и (4.10), получим для каждой пары рассматриваемых кодовых комбинаций с расстоянием d неравенство вида

$$P_1 \geqslant P_2 \geqslant P_3 \geqslant P_4. \tag{4.11}$$

При известных характеристиках канала и принятого для передачи кода можно всегда вычислить вероятности P_2 и P_4 и получить двустороннюю оценку для P_3 и таким образом вычислить вероятность ошибки декодирования при приеме в целом.

§ 4.3. МЕТОД ВАГНЕРА И ПРИЕМ ПО НАИБОЛЕЕ НАДЕЖНЫМ СИМВОЛАМ

Характерной особенностью декодирования по методу Вагнера является то, что корректирующий код здесь используется только в режиме обнаружения искаженных символов, а не их номеров. Операция исправления ошибок осуществляется путем сравнения апостериорных вероятностей P_j принятых символов, определения наиболее ненадежных символов и последующего их исправления. Процедура вероятностного

декодирования по методу Вагнера позволяет более рационально подойти к использованию избыточности кода, так как в этом случае появляется возможность корректировать все ошибки кратности $t \leqslant (d/2)$. Структурная схема декодирующего устройства, использующего метод Вагнера, представлена на рис. 4.4.

Работа декодирующего устройства протекает следующим образом. Демодуляция в демодуляторе *ДМ*, регенерация в регенераторе *Р* и вероятностное детектирование в вероятностном детекторе *ВД* осуществляются аналогично схеме, показанной на рис. 4.1 для приема в целом. Принятая кодовая комбинация вместе с вероятностными характеристиками фиксируется в регистраторе *Рег*. Параллельно путем проверок на четность выявляется кратность ошибок. По сигналу с обнаружителя кратности ошибок *ОКО* устройство исправления выдает вектор исправления ошибок в регистратор *Рег*, где производится исправление наиболее ненадежных символов. Затем с устройства исправления *УИ* исправленная кодовая комбинация поступает на выход.

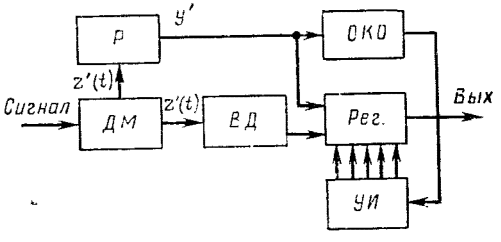


Рис. 4.4. Структурная схема декодирующего устройства

Другим методом декодирования, занимающим промежуточное положение между методом посимвольного приема и приема в целом, является декодирование по наиболее надежным символам. Процедура декодирования в этом случае протекает аналогично схеме, представленной на рис 4.1, с той лишь разницей, что решение о переданной кодовой комбинации принимается не по всем n символам, содержащимся в кодовой комбинации, а по n_1 — наиболее надежным символам. Поскольку в любой кодовой комбинации можно стереть по крайней мере $d - 1$ символ, для того чтобы сохранить возможность различать кодовые комбинации, то число наиболее надежных символов должно лежать в пределах

$$k \leqslant n_1 \leqslant n - d + 1.$$

С учетом сказанного процедура декодирования начинается с выделения k наиболее надежных символов в принятой кодовой комбинации. Далее алгоритм декодирования будет аналогичен алгоритму декодирования при приеме в целом (4.6). Процедура декодирования заканчивается, если по M'_k однозначно определяется одна из комбинаций кода. В противном случае к отобранным символам добавляется еще один из наиболее надежных из оставшихся $n - k$ символов и все операции повторяются.

При приеме по наиболее надежным символам могут быть исправлены все ошибки кратности $t \leqslant (d - 1)$ при условии, что $n - d + 1$ правильно принятых символов имеют меру похожести, бóльшую, чем неправильно принятые символы.

§ 4.4. ПРИЕМ СО СТИРАНИЕМ

Трудности технической реализации приема в целом предопределили широкое применение приема и декодирования с двумя градациями верности, или, иначе, с симметричной зоной стирания. В симметричных каналах прием со стиранием (рис. 4.5) осуществляется с помощью двухпорогового детектора *ДТ* или детектора с двумя уровнями квантования путем регенерации сигнала $z'(t)$, получаемого с выхода демодулятора *ДМ*. При этом детектирование осуществляется по следующему алгоритму.

Сигнал $z'(t)$ отождествляется с «1», если превысит некоторый установленный порог C_1, если же он окажется меньше порога C_0, то вырабатывается символ «0». Если $C_1 \geqslant z'(t) \geqslant C_0$, то возникает неопределенность в определении символа ($P_j = 0{,}5$) и вырабатывается специаль-

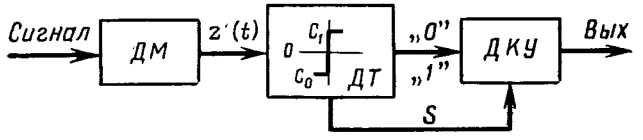


Рис. 4.5. Структурная схема приема с сигналом стирания

ный сигнал стирания s, а это означает, что в случае необходимости восстановление информации должно проводиться по специальным правилам.

Основными величинами, характеризующими прием со стиранием, будут вероятности правильного приема символа q_c, стирания символа p_s и ошибочной регистрации символа p_c. Все они являются функцией ширины принятого интервала стирания. И поэтому связь между этими величинами существенно зависит от вида первой решающей схемы и находится в следующем соотношении:

$$q_c = 1 - p_s - p_c. \tag{4.12}$$

Прием со стиранием вырождается в посимвольный прием при интервале стирания, равном нулю.

Прием информационных последовательностей для кодов без избыточности характеризуется, например, следующим:

при независимом распределении ошибок вероятность правильного приема кодовой комбинации

$$Q_s = (1 - p_c - p_s)^n; \tag{4.13}$$

вероятность стирания хотя бы одного символа в принятой кодовой комбинации

$$P_s = 1 - (1 - p_s)^n. \tag{4.14}$$

Рассмотрим основные принципы процедуры декодирования кодов с избыточностью при приеме с сигналом стирания.

Информация в виде двоичных значений символов и сигналов стирания, получаемая на выходе первой решающей схемы, подается на

вход декодирующего устройства *ДКУ*. Этот случай аналогичен приему с двумя градациями верности, если считать, что зона стирания s выбрана в пределах от C_0 до C_0'.

В смысле простоты декодирования интерес представляет исправление ошибок с помощью сигналов стирания в сочетании с корректирующими кодами. Длина пакета стирания $r = n - k$ определяет число проверочных символов.

Построение проверочных уравнений для n-значного кода с k информационными символами проводится в этом случае по следующему правилу:

$$a_{k+1} = a_1 \oplus a_{1+r} \oplus a_{1+2r} \oplus \ldots;$$
$$a_{k+2} = a_2 \oplus a_{2+r} \oplus a_{2+2r} \oplus \ldots;$$
$$\ldots\ldots\ldots\ldots\ldots$$
$$a_n = a_r \oplus a_{2r} \oplus a_{3r} \oplus \ldots.$$

Например, для кода с $k = 9$ и $n - k = 3$, $n = 12$ получим следующую систему уравнений для определения проверочных символов:

$$a_{10} = a_1 \oplus a_4 \oplus a_7;$$
$$a_{11} = a_2 \oplus a_5 \oplus a_8;$$
$$a_{12} = a_3 \oplus a_6 \oplus a_9.$$

Если считать, что при приеме наиболее вероятным будет такое событие, когда ошибочно принятым окажется стертый символ, то возможно восстановление любого пакета стираний длиной до r. Для этого при анализе каждого из уравнений можно применить метод Вагнера, т. е., если при проверке на четность уравнение не удовлетворено, необходимо исправить входящий в него стертый символ.

§ 4.5. ВЕРОЯТНОСТНОЕ ДЕКОДИРОВАНИЕ ГРУППОВЫХ КОДОВ

Процедура вероятностного декодирования групповых кодов более проста при технической реализации по сравнению с приемом в целом. Наиболее полно требованиям вероятностного декодирования отвечают групповые коды с малой плотностью проверок на четность.

Под *групповым* n, m, b-*кодом* с малой плотностью проверок на четность понимают n-значный код, определяемый $\mathbf{H}_{n,\ m,\ b}$-проверочной матрицей, которая содержит n столбцов с m-единицами в каждом столбце и b-единицами в каждой строке (все остальные позиции содержат нули) $m < b$. В этой матрице $m - 1$ строк линейно зависимы, а это означает, что коды с малой плотностью проверок на четность неразделимы.

Уравнения проверок всегда можно выразить в явном виде по отношению к проверочным символам. При соблюдении перечисленных условий каждая кодовая комбинация находится в одинаковых условиях по отношению к процедуре декодирования, т. е. каждый символ декодируется в среднем с одинаковой верностью. Это объясняется тем, что для оптимальных кодов с малой плотностью проверок на четность каждый символ входит в одинаковое число проверок, а каждое проверочное

уравнение содержит одинаковое число символов. Так, например, для (6, 2, 3) кода проверочная матрица

$$\mathbf{H}_{6,\,2,\,3}=\begin{Vmatrix}1&1&1&0&0&0\\0&0&0&1&1&1\\1&0&0&1&0&1\\0&1&1&0&1&0\end{Vmatrix}.$$

У этой матрицы линейно независимыми будут лишь три строки. Поэтому в данном случае имеет место групповой (6, 3)-код с $k=3$ и $n-k=3$. Для того чтобы выделить позиции проверочных символов, перейдем к проверочной матрице вида

$$\mathbf{H}_{6,\,3}=\begin{Vmatrix}1&1&1&0&0&0\\1&0&0&1&0&1\\1&0&0&0&1&0\end{Vmatrix},$$

все строки которой линейно независимы. Если на первых позициях каждой строки этой матрицы будут стоять единицы, то номера проверочных разрядов должны соответствовать диагональному расположению единиц в столбцах матрицы $\mathbf{H}_{6,3}$. В данном случае видно, что проверочные символы могут занимать 3, 4 и 5-ю позиции.

Следовательно, проверочные уравнения в соответствии с матрицей $\mathbf{H}_{6,3}$ будут иметь вид

$$\left.\begin{aligned}a_3&=a_1\oplus a_2;\\a_4&=a_1\oplus a_6;\\a_5&=a_1.\end{aligned}\right\}\qquad(4.15)$$

Полученные уравнения дают возможность выразить каждый информационный символ в явном виде:

$$\left.\begin{aligned}a_1&=a_2\oplus a_3;\\a_1&=a_4\oplus a_6;\\a_1&=a_5;\end{aligned}\right\}\quad\left.\begin{aligned}a_2&=a_1\oplus a_3;\\a_2&=a_3\oplus a_5;\\a_2&=a_3\oplus a_4\oplus a_6;\end{aligned}\right\}\quad\left.\begin{aligned}a_6&=a_1\oplus a_4;\\a_6&=a_4\oplus a_5;\\a_6&=a_2\oplus a_3\oplus a_4.\end{aligned}\right\}\qquad(4.16)$$

Алгоритм декодирования кодов с малой плотностью проверок на четность при посимвольном приеме может быть представлен в виде схемы кодового дерева, в соответствии с которым последовательно вычисляются все проверки на четность, начиная с первого символа. При этом символы, для которых число неудовлетворенных уравнений больше некоторого допустимого значения r, исправляются. После этого проверки на четность вычисляются сначала с использованием новых значений символов. Эта процедура повторяется до тех пор, пока не будут удовлетворены все проверочные уравнения. Например, для рассмотренного (6, 2, 3)-кода процесс декодирования может быть представлен в виде дерева (рис. 4.6), где число ветвей и характер их соединения соответствуют подмножеству проверочных уравнений начиная с символа a_1, а сплошными линиями соединены символы согласно уравнениям (4.16). Для проверок символа a_1 используются символы первого яруса.

Для проверок символов первого яруса используются символ a_1 и символы второго яруса.

Положим $r = 3$ и в результате проверок выясним, что не удовлетворены все проверочные уравнения:

$$a_2 \neq a_1 \oplus a_3;$$
$$a_2 \neq a_3 \oplus a_5;$$
$$a_2 \neq a_3 \oplus a_4 \oplus a_6$$

и по одному уравнению — проверяющие a_1 ($a_1 \neq a_2 \oplus a_3$) и a_6 ($a_6 \neq a_2 \oplus a_3 \oplus a_4$). Это означает, что ошибочно принят символ a_2 и его надо исправить. Аналогично проверяются и другие символы. Такой

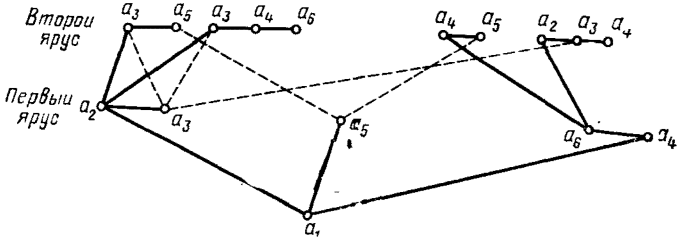


Рис. 4.6. Древовидная структура декодирования для (6; 2; 3)-кода

метод декодирования является посимвольным и применим, если проверочные множества невелики, а канал симметричный.

Поскольку посимвольный метод приема не является оптимальным, то значительно бóльший интерес представляет вероятностная процедура декодирования кодов с малой плотностью проверок на четность, для

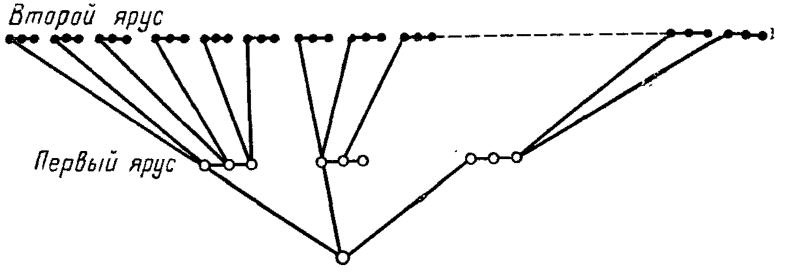


Рис. 4.7. Древовидная структура декодирования для кода с $m=3$ и $b=4$

пояснения которой рассмотрим древовидную структуру декодирования для кода с числом проверок на четность $m = 3$ и числом символов в проверке $b = 4$, представленную на рис. 4.7. Здесь в качестве исходного для декодирования взят некоторый информационный символ a_i. Линии, выходящие из него, определяют множество линейных уравнений, содержащих символ a_i, а линии, идущие от первого яруса ко второму,— множества проверок, содержащих символы первого яруса. В вероят-

ностном детекторе вычисляются апостериорные вероятности P_j для каждого из принимаемых символов. После решения проверочного множества относительно символа a_i вычисляют новые значения P'_j. При этом $P'_j > P_j$, если большинство уравнений проверок не удовлетворено, и $P'_j < P_j$ в противном случае.

Последовательность декодирования будет иметь следующий вид. Вначале вычисляются P'_i для символа a_i. Затем аналогичные операции совершаются для всех символов первого яруса при условии, что известны вероятностные характеристики для символов второго яруса. При успешном декодировании такой итерационный процесс приводит к то-

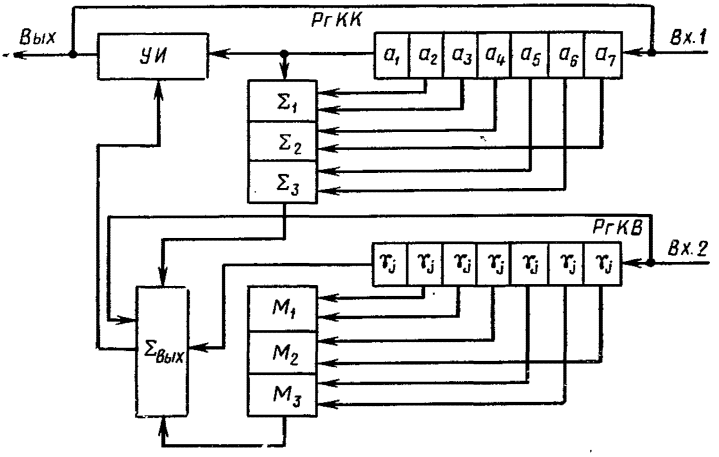


Рис. 4.8. Структурная схема вероятностного декодирующего устройства для циклического (7; 3)-кода

му, что вероятности, соответствующие каждому символу, стремятся либо к нулю, либо к единице. Поэтому при решении системы уравнений относительно некоторого символа a_i он будет исправлен, если вероятность P'_j станет больше 0,5, и останется без изменения при значении вероятности, меньшей, чем 0,5.

Этот принцип декодирования справедлив лишь тогда, когда на кодовом дереве не образуются петли. Если же один и тот же символ появится больше одного раза в последующем ярусе кодового дерева, то на нем образуются петли. Пример образования таких петель приведен на рис. 4.6 и для символов a_3 и a_5 отмечен пунктирными линиями. Действительно, при ошибочном приеме символа a_3 будет неверно исправлен символ a_2, что приведет к размножению ошибок.

Дальнейшее упрощение процедуры декодирования может быть осуществлено при использовании циклических кодов. Рассмотрим процедуру вероятностного декодирования циклических кодов на примере кодов, допускающих мажоритарное декодирование.

Возьмем циклический (7,3)-код с коэффициентами градации верности γ_i. Структурная схема декодирующего устройства для этого кода представлена на рис. 4.8.

На вход декодирующего устройства параллельно поступают значения символов кодовой комбинации в двоичной форме и соответствующие им коды коэффициентов градаций верности. Принимаемая кодовая комбинация по *Вх. 1* записывается в регистр кодовых комбинаций *РгКК*, а коэффициенты градаций верности принимаемых символов по *Вх.2* — в регистр коэффициентов верности *РгКВ*. Далее производится операция декодирования первого символа. В первую очередь осуществляются проверки на четность в сумматорах по mod 2 $\Sigma_1 \div \Sigma_3$. Результаты проверок подаются на выходной сумматор $\Sigma_{вых}$. Одновременно из *РгКВ* на мажоритарные элементы $M_1 \div M_3$ поступают вероятностные характеристики символов, входящих в проверочные уравнения. Мажоритарные элементы определяют наименьший из коэффициентов γ_i и выдают его на $\Sigma_{вых}$, где по некоторым уравнениям с учетом проверок вычисляется новое значение коэффициента верности для декодируемого символа и в зависимости от полученного результата формируется сигнал исправления (инвертирования). С устройства исправления *УИ* новое значение коэффициента верности подается на вход *РгКВ* по каналу обратной связи для учета при декодировании следующего символа.

Перечисленные операции последовательно повторяются для каждого из символов, составляющих декодируемую кодовую комбинацию. Перед поступлением следующей кодовой комбинации декодирующее устройство устанавливается в исходное состояние. Вероятностное декодирование циклических кодов дает возможность увеличить верность приема информационных последовательностей, поскольку учитывает дополнительные сведения о принимаемой информации в виде коэффициентов верности. Описанная процедура декодирования циклических кодов по помехоустойчивости занимает промежуточное положение между методом Вагнера и вероятностным декодированием кодов с малой плотностью проверок на четность, однако по сравнению с последними, техническая реализация декодирующего устройства отличается своей простотой.

§ 4.6. ВЕРОЯТНОСТНО-АЛГЕБРАИЧЕСКИЙ МЕТОД ОБНАРУЖЕНИЯ ОШИБОК

При использовании алгебраических методов с повышением кратности ошибок их обнаружение усложняется. Поэтому предпринимаются попытки обнаруживать ошибки малой кратности с помощью алгебраических, а ошибки высокой кратности — с помощью вероятностных методов. Методы, использующие такой подход, называют *вероятностно-алгебраическими*. С помощью вероятностно-алгебраических методов удается уменьшить общую избыточность, приходящуюся на одну кодовую комбинацию. Один из таких методов основывается на вычислении математического ожидания ошибок и его сравнении с некоторым фиксированным значением.

Величина математического ожидания ошибок на длине регистрируемой n-разрядной кодовой комбинации в системах с вероятностным детектированием и $(m + 1)$-ми градациями верности может быть опре-

делена из соотношения

$$M_n = (P_0 l_0 + P_1 l_1 + \ldots + P_j l_j + \ldots + P_m l_m)/n,$$

где l_j — число символов, регистрируемых с γ_j-градацией верности.

Устанавливая определенный порог M для текущего значения величины математического ожидания, при котором принятая кодовая комбинация будет фиксироваться как ошибочная, можно определить ошибки различной кратности без введения избыточности для их алгебраического обнаружения. Чем выше выбрана величина порога M, тем больше вероятность того, что ошибка малой кратности будет обнаружена. С увеличением величины M увеличивается вероятность ложного обнаружения ошибок.

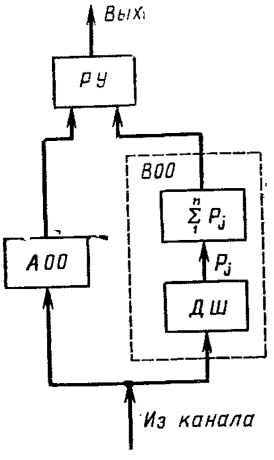


Рис. 4.9. Структурная схема вероятностно-алгебраического обнаружителя ошибок

Оптимальное значение величины порога M может быть определено путем минимизации вероятности необнаружения ошибок при условии поддержания вероятности ложного обнаружения ниже некоторого наперед заданного значения. При этом вероятность обнаружения ошибок уменьшается с уменьшением их кратности.

За счет введения избыточности обнаружение ошибок малой кратности можно осуществить алгебраическим методом.

В соответствии с теоремой умножения вероятностей вероятность необнаружения ошибки в кодовой комбинации

$$P_{Mk} = P_M P_k,$$

где P_M — вероятность необнаружения ошибок по пороговому значению; P_k — вероятность необнаружения ошибок алгебраическим методом.

Расчеты показывают, что при вероятностно-алгебраическом методе вероятность необнаружения ошибок по сравнению с алгебраическим методом при одной и той же избыточности значительно меньше. Это свойство проявляется тем существенней, чем больше длина кодовой комбинации.

Техническая реализация вероятностно-алгебраического метода проста. Структурная схема для такого метода приведена на рис. 4.9. Она включает в себя алгебраический обнаружитель ошибок *АОО*, реализуемый на регистрах сдвига с обратными связями, и вероятностный обнаружитель ошибок *ВОО*, включающий в себя дешифратор *ДШ* для вычисления вероятности P_j, а также сумматор $\sum_1^n P_j$, определяющий случайную величину математического ожидания ошибок M_n для кодовой комбинации и сранивающий ее с заранее выбранным порогом M. После анализа каждой кодовой комбинации, который заканчивается с небольшой задержкой относительно момента регистрации последнего символа, на выход выдается сигнал решения о наличии или отсутствии ошибок в принятой кодовой комбинации.

ГЛАВА 5

СИСТЕМЫ ПЕРЕДАЧИ С ОБРАТНЫМ КАНАЛОМ

Повышение верности передачи информации помимо использования корректирующих кодов может быть достигнуто за счет введения дополнительного обратного канала для организации обратной связи. Схема такой системы с обратной связью для одного источника сообщения *ИС* и одного получателя сообщения *ПС* изображена на рис. 5.1. В схему входят передатчик прямого канала *ППК*, прямой канал *ПК*, приемник прямого канала *ПрПК*, передатчик обратного канала *ПОК*, обратный канал *ОК* и приемник обратного канала *ПрОК*.

Обратная связь позволяет получать данные о переданном сообщении, по ним судить о характере воздействия помех и принимать соответствующие меры.

Обратную связь можно реализовать и без введения дополнительного обратного канала, используя для этого прямой канал и временное разделение передачи. Применение же обратной связи в некоторых случаях позволяет достичь требуемой верности и при использовании

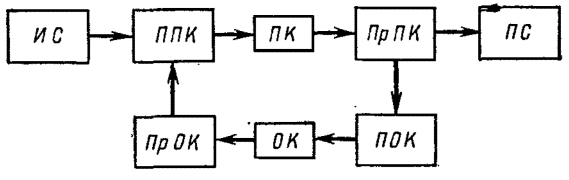


Рис. 5.1. Структурная схема системы передачи информации с обратной связью

безызбыточных кодов. В системах без обратной связи при использовании корректирующих кодов обычно ориентируются на некоторые средние статистические данные о канале. Обратная же связь дает возможность путем проведения постоянного анализа ошибок устанавливать фактическое состояние канала во время передачи и вводить избыточность, позволяющую достигнуть требуемой достоверности. При хорошем состоянии канала такой подход снижает общую избыточность.

Особенно эффективным введение обратной связи оказывается тогда, когда помехи в обоих направлениях коррелированы или когда влияние помех в канале обратной связи значительно слабее, чем

в канале прямой связи, т. е. обратный канал обладает бóльшей надежностью, чем прямой канал. Действительно, например, в системе связи между космическим кораблем и наземной станцией возможности передатчика, установленного на космическом корабле, значительно ограничены по мощности. Обратный же канал от наземного передатчика в этом отношении имеет большие возможности, а следовательно, и большую надежность.

В зависимости от того, на какой стороне осуществляется проверка правильности переданной информации, системы с обратной связью можно подразделить на системы с информационной обратной связью и системы с решающей обратной связью.

К *системам с информационной обратной связью* (ИОС) относят те системы, в которых проверка правильности переданного сообщения осуществляется на передающей стороне.

К *системам с решающей обратной связью* (РОС) относят системы, в которых проверка правильности переданного сообщения осуществляется на приемной стороне в соответствии с установленным алгоритмом. Затем принимается решение о направлении декодированного сообщения получателю (в этом случае по обратному каналу посылается подтверждение) или по обратному каналу посылается запрос на повторение. Такие системы также называют *системами с автоматическим запросом ошибок* (АЗО) или *системами с переспросом*.

В зависимости от того, какую часть системы охватывает обратная связь, последнюю подразделяют на обратную связь до принятия решения (по первой решающей схеме), обратную связь после принятия решения (по второй решающей схеме) и комбинированную. В первом случае обратная связь охватывает линию связи (непрерывный канал) и позволяет принимать решение путем анализа непрерывно принимаемого сигнала. Во втором случае обратная связь охватывает бóльшую часть системы и позволяет принимать решение путем анализа дискретной последовательности кодовых символов после демодуляции. В третьем случае реализуются оба вида обратной связи.

По способу повторения сообщения системы с решающей обратной связью можно подразделить на системы с блокировкой и адресным повторением. В *системах с блокировкой* при обнаружении ошибки посылается переспрос, а приемник блокируется, т. е. не принимает следующих комбинаций. После получения переспроса передатчик повторяет всю переданную информацию, начиная с момента появления ошибочной до момента получения переспроса. В *системах с адресным повторением* по обратному каналу на переспрос посылаются адреса только тех комбинаций, которые приняты с искажением.

§ 5.1. СИСТЕМЫ С ИНФОРМАЦИОННОЙ ОБРАТНОЙ СВЯЗЬЮ

В системах с информационной обратной связью (ИОС) для осуществления проверки правильности передачи на передающую сторону по каналу обратной связи возвращается либо последовательность принятых декодированных символов, либо некоторый условный сигнал, сформированный по определенному закону из принятого сигнала.

Системы с ИОС позволяют получить высокую верность передачи информации, если уровень помех в обратном канале будет оставаться низким, и среди систем, использующих канал обратной связи, являются простейшими.

Логику работы системы с ИОС можно пояснить с помощью структурной схемы, представленной на рис. 5.2. Информация, подлежащая передаче, поступает от источника информации *ИИ* через коммутатор передатчика *КП* в кодирующее устройство *КУ*, преобразующее простой код в помехоустойчивый, и далее через передатчик прямого канала *ППК* в прямой канал *ПК*. Получаемые на выходе *КУ* кодовые ком-

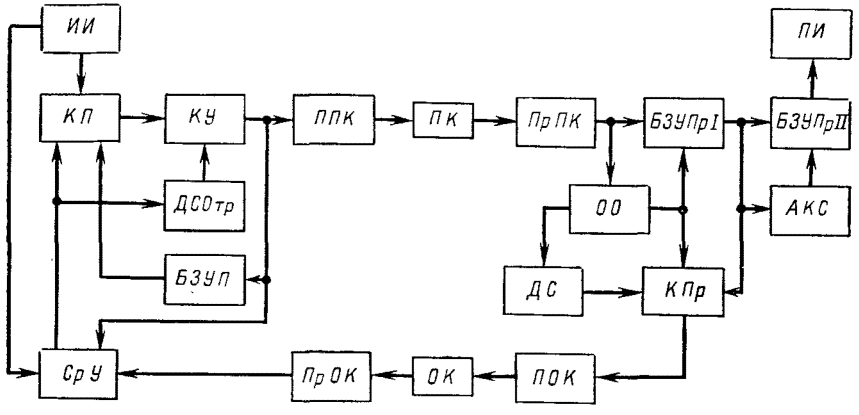


Рис. 5.2. Структурная схема системы с ИОС

бинации одновременно подаются в буферное запоминающее устройство прямого канала *БЗУП* и сравнивающее устройство *СрУ*. На другой вход *СрУ* с приемника обратного канала *ПрОК* поступают данные о переданной кодовой комбинации. В *СрУ* проверяется соответствие переданной кодовой комбинации комбинации, принятой по обратному каналу. При их совпадении вырабатывается команда «*Верно*», при несовпадении — команда «*Ошибка*». При команде «*Верно*» от *ИИ* в прямой канал *ПК* подается следующая кодовая комбинация. При команде «*Ошибка*» поступление информации от *ИИ* прекращается и датчик сигналов отрицания *ДСОтр* формирует комбинацию стирания, посылаемую в *ПК*, а ко входу кодирующего устройства подключается *БЗУП*, обеспечивающее повторную передачу кодовой комбинации, принятой с ошибкой.

Прием передаваемых кодовых комбинаций осуществляется следующим образом. Принимаемые кодовые комбинации поступают одновременно в обнаружитель ошибок *ОО* и первое буферное *ЗУ* приемника *БЗУПрI*. При отсутствии ошибок обнаружитель ошибок *ОО* вырабатывает команду «*Верно*» и кодовая комбинация поступает одновременно во второе буферное *ЗУ* приемника *БЗУПрII*, анализатор комбинаций стирания и через коммутатор приемника *КПр* на вход передатчика обратного канала *ПОК*. Если принятая кодовая комбинация не является

комбинацией стирания, из *БЗУПрII* она выдается получателю информации *ПИ*. При поступлении комбинации стирания *БЗУПрII* очищается. В случае наличия ошибок *ОО* через датчик стирания *ДС* вырабатывает сигнал «*Ошибка*», стирающий информацию в *БЗУПрI*. Одновременно *ДСОтр* формирует кодовую комбинацию стирания, посылаемую по обратному каналу *ОК*.

Логика работы этой системы может быть использована и при построении системы с простым кодом. Объем аппаратуры в этом случае существенно сокращается, однако верность передачи информации ухудшается, так как из-за отсутствия обнаружителя ошибок вероятность трансформации кодовой комбинации стирания в разрешенную кодовую комбинацию становится такой же, как и для искаженных кодовых

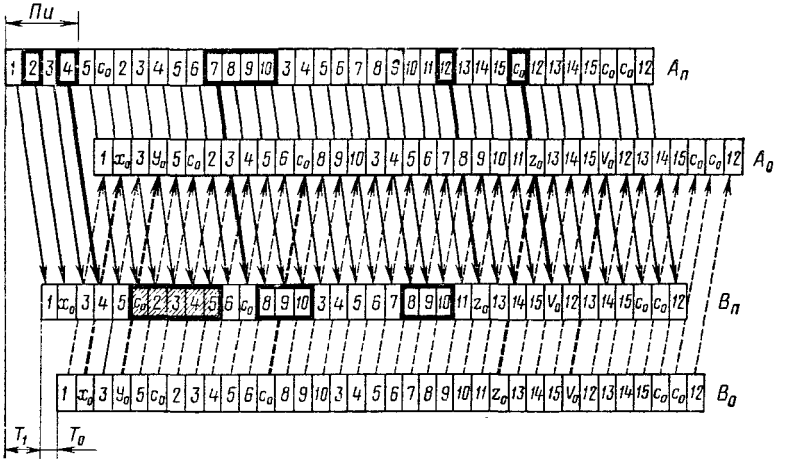


Рис. 5.3. Временная диаграмма работы системы с ИОС

комбинаций. Поэтому, как правило, при построении подобных систем в качестве простейшего обнаружителя ошибки используют код с одной проверкой на четность.

Логику работы системы с ИОС можно пояснить с помощью временной диаграммы, представленной на рис. 5.3. Здесь T_0 — время обработки и формирования сигналов; T_1 — время распространения сигналов; $П_и$ — емкость БЗУ; $A_п$ и $A_о$ — номера комбинаций соответственно передатчика прямого и приемника обратного каналов передающей станции; $B_п$ и $B_о$ — номера кодовых комбинаций соответственно приемника прямого и передатчика обратного каналов приемной станции. Стрелками указано направление передачи (сплошными стрелками — прямое направление, пунктирными — обратное); цифрами — номера кодовых комбинаций.

При совпадении переданной и принятой комбинаций по прямому каналу передается следующая кодовая комбинация. В противном случае по нему посылается сигнал отрицания C_0 и вслед за ним повторяются ранее переданные кодовые комбинации. На приемной станции сигнал

C_0 и предшествующие ему искаженные кодовые комбинации, число которых равно емкости БЗУ, стираются. Так, при трансформации кодовой комбинации *2* в некоторую ошибочную комбинацию x_0 искажение обнаруживается на передающей стороне лишь через время $2(T_0 + T_1)$, т. е. после передачи комбинации *5*. Затем посылается сигнал отрицания C_0 и группа из $П_и = 4$ предшествующих комбинаций. На приемной стороне сигнал C_0 и ранее накопленные четыре кодовые комбинации стираются (на рисунке заштриховано). В процессе повторения на передающую станцию продолжают поступать ранее переданные комбинации, часть из них также может быть искажена (так, комбинация *4* трансформировалась в y_0), однако вторичной посылки C_0 в этом случае не требуется, поскольку указанная комбинация и без того повторяется, а решение о ее значении фиксируется по последнему приему.

Если по обратному каналу будет принят сигнал отрицания C_0, то по прямому каналу повторяются $2П_и$ комбинаций, причем сигнал отрицания C_0 не передается. Так, при поступлении по обратному каналу сигнала C_0 по прямому каналу передаются $2П_и$ предыдущих кодовых комбинаций (комбинации *3÷10*), а сигнал C_0 не повторяется. В данном случае могут возникнуть ошибки. Если положим, что комбинация *7* трансформируется при передаче в сигнал C_0, то в результате обнаружения ошибки повторение в прямом канале начнется с комбинации *3*, следовательно, кодовые комбинации *8÷10* будут зарегистрированы дважды, что приводит к образованию пачки ошибок.

Если вместо сигнала отрицания C_0 будет принята кодовая комбинация V_0, то по прямому каналу посылаются два сигнала C_0, а затем $П_и$ комбинаций, предшествующих C_0. При этом на приемной стороне стираются $2П_и$ рабочих комбинаций, первый сигнал C_0 и комбинация V_0, второй сигнал C_0 и искаженная комбинация *12*, предшествующая V_0 и вызвавшая посылку сигнала C_0, трансформировавшегося в V_0.

Из временной диаграммы работы системы ИОС вытекают следующие основные ее недостатки:

1) искажение передаваемых по обратному каналу кодовых комбинаций вызывает необходимость повторения как искаженных, так и правильно принятых предыдущих комбинаций;

2) трансформация разрешенных комбинаций в сигнал отрицания C_0 приводит к возникновению больших пачек ошибок, устранение которых сопряжено со значительным усложнением системы;

3) искажение сигнала отрицания C_0 приводит к стиранию больших массивов информации в приемных БЗУ. Это обстоятельство заставляет увеличивать емкость и усложнять систему последних, поэтому сигнал C_0 должен быть помехозащищенным.

Перечисленные недостатки ограничивают применение рассмотренных систем с ИОС.

Большинство неисправимых ошибок в системе с ИОС происходит из-за взаимной трансформации передаваемых кодовых комбинаций, а также трансформации последних в комбинацию стирания, и наоборот. Указанные вероятности трансформации можно уменьшить до пренебрежимо малой величины при применении обнаруживающего

ошибки кода. Однако в этом случае будет существенно увеличиваться емкость БЗУ и уменьшаться скорость передачи.

Емкость БЗУ для систем с ИОС определяется в основном временем распространения сигнала и может быть рассчитана по формуле

$$П_и \geqslant \frac{2T_1}{n\tau_0} + 3, \qquad (5.1)$$

где $2T_1$ — время распространения сигналов по прямому и обратному каналам; n — число символов в комбинации; τ_0 — длительность элементарного импульса.

В данном случае временем, затрачиваемым на обработку комбинации, пренебрегаем.

Основной характеристикой систем с ИОС является скорость $V_и$ передачи информации. Для кода с одной проверкой на четность и известной вероятности p ошибки символа:

$$V_и = V_0 \frac{n-1}{2n} (1-p)^{2n(П_и+1)}, \qquad (5.2)$$

где V_0 — скорость передачи информации простым (безызбыточным) кодом.

Множитель 2 в знаменателе учитывает то обстоятельство, что обратный канал не используется для передачи полезной информации. Учтено также, что кодовая комбинация выдается получателю лишь после того, как за ней последовательно принято $П_и$ комбинаций.

В системе с ИОС основная масса ошибок в информации, выдаваемой получателю, происходит в случае зеркальной трансформации символов передаваемых кодовых комбинаций, т. е. когда ошибочно принятые символы восстанавливаются в результате действия искажений в обратном канале.

§ 5.2. СИСТЕМЫ С РЕШАЮЩЕЙ ОБРАТНОЙ СВЯЗЬЮ ПРИ БЕЗЫЗБЫТОЧНОМ КОДИРОВАНИИ

В зависимости от способа применения вероятностных характеристик символов кодовых комбинаций среди этих систем можно выделить системы с переспросом: посимвольным и по комбинациям. В первом случае широко используется прием со стиранием или двумя градациями верности; во втором случае число градаций верности может быть произвольным (практически 4—5), а контроль за состоянием канала осуществляется по порогу, устанавливаемому для случайной величины — математического ожидания ошибок, или, что то же самое, вероятностным методом обнаружения ошибок на длине регистрируемой кодовой комбинации.

Системы с посимвольным переспросом. Характерной особенностью систем с посимвольным переспросом является то, что при условии приема с сигналом стирания каждый символ передается до тех пор, пока не будет получено подтверждение того, что он не стерт.

Логика работы системы с посимвольным переспросом может быть пояснена с помощью структурной схемы, представленной на рис. 5.4.

Информация от источника информации *ИИ* в виде двоичных символов поступает из буферного запоминающего устройства передатчика *БЗУП* на передатчик прямого канала *ППК*, осуществляющий преобразование и передачу двоичных знаков по прямому каналу *ПК*. Принимаемые информационные посылки демодулируются в демодуляторе *ДМ* и анализируются далее в двухпороговом детекторе *ДТД*, вырабатывающем двоичные символы и сигналы стирания. В том случае, если символ не стерт, он поступает в буферное запоминающее устройство приемника *БЗУПр*. При стирании символа устройство управления *УУ* через передатчик обратного канала *ПОК* по обратному каналу *ОК* посылает сигнал переспроса, по которому передача стертого символа повторяется.

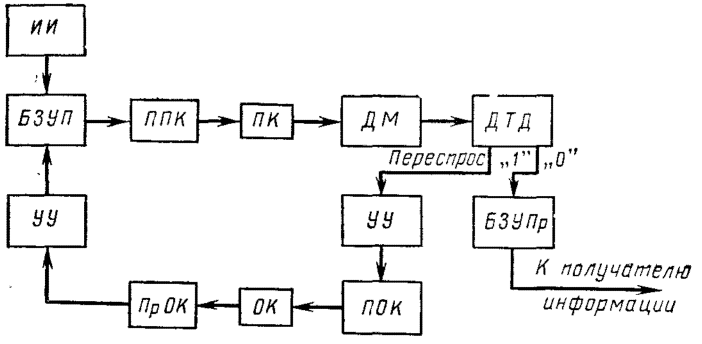


Рис. 5.4. Структурная схема системы с посимвольным переспросом

При таком способе передачи средняя вероятность $p_{\text{п}}$ ошибочного приема кодовой комбинации может быть приближенно оценена как

$$p_{\text{п}} = n \frac{p_{\text{с}}}{1 - p_s}, \tag{5.3}$$

где n — число элементов в комбинации; $p_{\text{с}}$ — вероятность ошибки символа; p_s — вероятность стирания символа; $1/(1 - p_s)$ — среднее число переспросов для каждого символа; $p_{\text{с}}/(1 - p_s)$ — средняя вероятность ошибочного приема символа;

$$q + p_s + p_{\text{с}} = 1, \tag{5.4}$$

где q — вероятность правильного приема символа;

$$V_{\text{п}} = V_0 (1 - p_s), \tag{5.5}$$

где V_0 — скорость передачи простым кодом.

Указанные соотношения справедливы при идеальном канале обратной связи и пренебрежимо малым временем, затрачиваемым на

передачу и прием сигналов. При невыполнении этих условий характеристики системы с посимвольным переспросом значительно ухудшаются.

Системы с переспросом по комбинациям. Системы с переспросом по комбинациям предполагают наличие в первой решающей схеме вероятностного детектора с произвольным числом градаций верности. Принимаемые здесь информационные сигналы обрабатываются двояко: во-первых, осуществляется их регенерация и преобразование до формы коротких импульсов; во-вторых, определяются коэффициенты верности γ, которые суммируются в сумматоре с некоторым фиксированным порогом. Если выбранная величина порога окажется превзойденной после суммирования коэффициентов верности γ на всей длине кодовой комбинации, то посылается сигнал переспроса, по которому повторяется передача декодируемой кодовой комбинации.

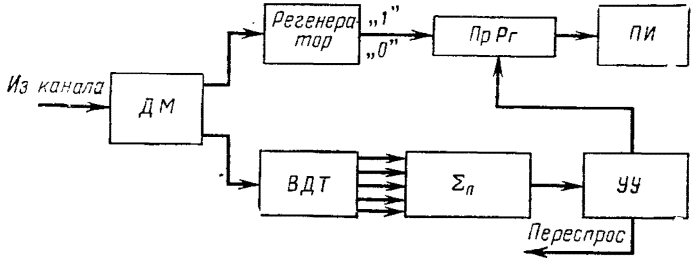


Рис. 5.5. Структурная схема системы с переспросом по комбинациям

На рис. 5.5 представлена структурная схема приемного устройства системы с переспросом по комбинациям при безызбыточном кодировании. В данном случае поступающая из канала связи информация проходит через демодулятор *ДМ*, затем регенерируется до значения «0» и «1» и заполняет приемный регистр *ПрРг*. Одновременно в вероятностном детекторе *ВДТ* осуществляется анализ каждого информационного символа. Получаемые на основании этого анализа коды коэффициентов градаций верности суммируются в пороговом сумматоре $\Sigma_п$ и сравниваются с некоторым значением порога M.

Если величина принятого значения порога не будет превзойдена после анализа всей кодовой комбинации, то устройство управления *УУ* освобождает *ПрРг* и принятая кодовая комбинация поступает к получателю информации *ПИ*. Если сумма всех значений коэффициентов градаций верности γ равна или превышает величину порога M, то устройство управления посылает сигнал переспроса переданной кодовой комбинации, а информация, записанная в *ПрРг*, стирается и *ПрРг* освобождается для приема повторяемой кодовой комбинации.

Работа передающего устройства системы с переспросом по комбинациям принципиально ничем не отличается от работы передающих устройств систем, рассмотренных ранее.

Верность передачи информации в системах с переспросом по комбинациям выше, чем в системах с посимвольным переспросом, поскольку осуществляется более полный анализ как каждой информационной посылки, так и всей кодовой комбинации. Существенно повышается и скорость передачи информации, особенно в каналах с переменными параметрами.

Наиболее важным параметром при проектировании подобных систем является определение оптимальных значений величины порога M. Пороговый сумматор $\Sigma_п$ выполняет роль вероятностного обнаружителя ошибок. В целях минимизации максимально возможного риска, под которым в данном случае понимаются суммарные потери от вероятности необнаружения ошибок и вероятности ложного переспроса, целесообразно воспользоваться минимаксным критерием.

Скорость передачи в системах с переспросом по комбинациям при идеальном канале обратной связи

$$V_к = V_0 (1 - p_M), \tag{5.6}$$

где p_M — вероятность стирания кодовой комбинации по порогу M.

Важным свойством таких систем является то, что в них существенно может быть повышена верность передачи информации по обратному каналу.

§ 5.3. СИСТЕМЫ С БЛОКИРОВКОЙ

Рассмотрим принцип действия систем с блокировкой на примере системы, рекомендованной Международным консультативным комитетом по телеграфии к применению как для телеграфной коротковолновой радиосвязи, так и для телекодовой связи в АСУ.

Как правило, при построении систем, логика работы которых строится по признаку блокировки с целью максимальной загрузки каналов, стремятся к тому, чтобы информация передавалась как по прямому, так и по обратному каналам. Аналогично будут передаваться и служебные комбинации решения о переспросе. Поэтому для уяснения логики работы системы достаточно ограничиться рассмотрением принципа действия полукомплекта аппаратуры только одной станции, структурная схема которой при поэлементной проверке комбинаций помехоустойчивого кода приведена на рис. 5.6.

Кодовые комбинации с телеграфного аппарата $ТА_1$ поступают во входное запоминающее устройство $ВхЗУ_1$, а затем в буферное запоминающее устройство $БЗУ$ и коммутатор $К$.

Принимаемые приемником $Пр$ сигналы декодируются устройством декодирования $ДКУ$ и через $ВхЗУ_2$ выводятся на $ТА_2$ и подаются в анализаторы запроса $АЗ$ и ошибок $АО$.

При отсутствии сигналов запроса и ошибок в принимаемых кодовых комбинациях коммутатор $К$ подключает $ВхЗУ_1$ к кодирующему устройству $КУ$, разрешая тем самым передачу кодовой комбинации.

При приеме сигнала запроса или искаженной кодовой комбинации коммутатор $К$ подключает к $КУ$ буферное запоминающее устройство $БЗУ$ для повторения хранящейся в нем ранее переданной кодовой ком-

бинации. Одновременно устройство управления *УУ* отключает выход $ВхЗУ_2$, с тем чтобы исключить регистрацию ошибочной информации, и выдает команду с датчика запроса *ДЗ* на формирование сигнала запроса.

При искажениях возможные ошибки могли произойти в одном из каналов (прямом *ПК* и обратном *ОК*), одновременно в обоих каналах, в сигнале переспроса. Эти случаи искажений могут иметь как одно-, так и многократное повторение, и все они иллюстрируются временно́й диаграммой работы системы, представленной на рис. 5.7.

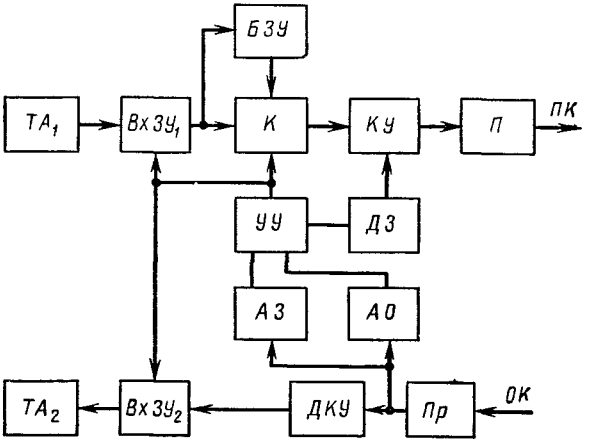


Рис. 5.6. Структурная схема системы с блокировкой

Работа системы при ошибках только в одном из каналов протекает следующим образом. Положим, что комбинация a_3, переданная со станции A передатчиком A_0, трансформировалась в некоторую запрещенную комбинацию x, принятую приемником B_0 станции B. Ошибка будет обнаружена декодирующим устройством. По сигналу решающего устройства в БЗУ приемника B_0 будет стерто три комбинации (в данном случае рассматривается система с однократным повторением) и через передатчик B_1 на станцию A поступит сигнал повторения передачи C_0 и вслед за ним все комбинации, находящиеся в БЗУ, а вход приемника B_0 будет заблокирован на время, в рассматриваемом примере равное трем тактам, блокирующим устройством. По принятому сигналу C_0 приемник A_1 станции A блокируется на то же время, а передатчик A_0 посылает сигнал повторения C_0 и затем переспрашиваемые комбинации a_3, a_4 и a_5.

При одновременном искажении кодовых комбинаций в обоих каналах после обнаружения ошибок приемники B_0 и A_1 обеих станций блокируются на три такта, а передатчики A_0 и B_1 каждый по своему каналу посылают сигналы повторения передачи C_0 и три переспрашиваемые комбинации, находящиеся в БЗУ. Повторяемые комбинации, хранящиеся в БЗУ, стираются по сигналу C_0.

При трансформации сигнала повторения C_0, поступившего со станции B через передатчик B_1, в запрещенную комбинацию x, принятую приемником A_1, повторяются сигнал C_0 и три ранее переданные комбинации.

Наиболее тяжелым является случай необнаружения ошибки в комбинации C_0. Процесс передачи информации со станции A при этом будет продолжен без повторения, что соответствует потере трех комбинаций, стертых в БЗУ приемника станции.

Логика работы системы при многократном искажении повторяемых комбинаций аналогична ранее рассмотренной.

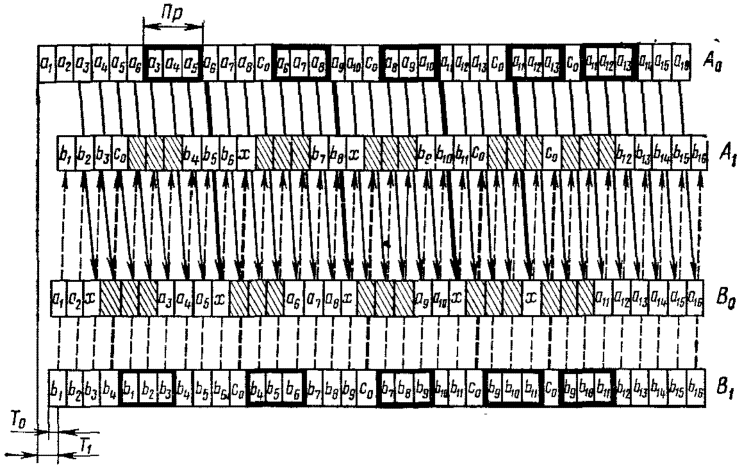


Рис. 5.7. Временные диаграммы работы системы с блокировкой

Следовательно, при нормальной работе системы с решающей обратной связью по дуплексному каналу происходит встречная передача сигналов повторения, стирание и повторение ошибочных комбинаций, а также блокировка приемников обеих станций.

Из рассмотренной логики работы системы с блокировкой следует, что в последней скорость передачи информации в основном определяется временем блокировки приемников и вероятностью p_0 обнаруживаемой ошибки кодовой комбинации, зависящей в свою очередь от качества канала связи.

Время блокировки зависит от емкости БЗУ. Если длительность распространения сигнала в канале превышает длительность кодовой комбинации и сигнал переспроса имеет ту же длительность, что и кодовая комбинация, то за время, прошедшее между обнаружением ошибки и приходом повторяемой комбинации, будут приняты еще три комбинации. Поэтому, если пренебречь временем, затрачиваемым на обработку сигнала, емкость БЗУ, измеряемая количеством запоминаемых кодовых комбинаций, определится из соотношения

$$П_{\text{п}} \geqslant 2\,[T_1/(n\tau_0) + 1], \qquad (5.7)$$

где $П_{\text{п}}$ — емкость БЗУ передатчика.

Вероятность $p_б$ того, что приемник не будет заблокирован, определяется тем, что на протяжении $П_р$ последних комбинаций не должно быть ошибок:

$$p_б = (1 - p_0)^{П_р}, \tag{5.8}$$

где p_0 — вероятность ошибки кодовой комбинации.

Поэтому скорость передачи информации в дуплексной системе с блокировкой при одинаковом качестве обоих каналов для (n, k) кода

$$V_р = V_0 k (1 - p_0)^{2П_ц + 1}/n. \tag{5.9}$$

Здесь в отличие от систем с ИОС полезная информация передается в прямом и обратном направлениях.

Вероятность выдачи ошибочной кодовой комбинации получателю будет равна вероятности необнаружения t-кратных ошибок (n, k)-кодом и приближенно может быть оценена как

$$p_k = \frac{1}{2^{n-k}} \sum_{t=\lambda+1}^{t=n} C_n^t p^t q^{n-t}, \tag{5.10}$$

где λ — кратность гарантийно обнаруживаемых ошибок.

Иногда в системах с блокировкой корректирующий код используется как для обнаружения, так и для исправления ошибок. В таких системах сигнал переспроса посылается только тогда, когда появляются неисправляемые ошибки. В остальном логика работы систем аналогична рассмотренному выше случаю. Скорость передачи информации при такой организации обратной связи несколько увеличивается, однако существенно увеличивается также и объем аппаратуры.

Основным недостатком системы с блокировкой является повторение больших массивов информации даже тогда, когда ошибки в ней отсутствуют. Это отрицательное качество особенно проявляется при передаче информации с большой скоростью и на большие расстояния. Емкость БЗУ в этом случае существенно увеличивается, что приводит к резкому уменьшению скорости передачи информации. От этого недостатка можно избавиться, если обратная связь будет организована по принципу адресного повторения.

§ 5.4. СИСТЕМЫ С АДРЕСНЫМ ПОВТОРЕНИЕМ

Особенностью систем с адресным повторением является то, что в них сразу передается большой отрезок информации, содержащий значительное число кодовых комбинаций. Приемник системы снабжается блоком памяти, рассчитанным на весь этот отрезок и имеющим отдельные регистры для каждой комбинации. Комбинации, принятые без ошибок, заполняют соответствующие им регистры, а комбинации, принятые с ошибками, стираются и соответствующие им регистры ос-

таются незаполненными. После приема всех кодовых комбинаций, принадлежащих данному отрезку сообщения, по обратному каналу передаются адреса кодовых комбинаций, принятых с ошибками. На передающей стороне фиксируются номера комбинаций, подлежащих повторению, и по сигналу с устройства управления передатчик повторяет соответствующие этим номерам кодовые комбинации. Рассмотренный процесс продолжается до тех пор, пока не будет принят без обнаруженных ошибок весь отрезок информации, который далее выдается получателю.

Рассмотрим кратко принцип действия простейшей системы с адресным повторением на примере передачи отрезка сообщения, содержащего десять кодовых комбинаций (рис. 5.8).

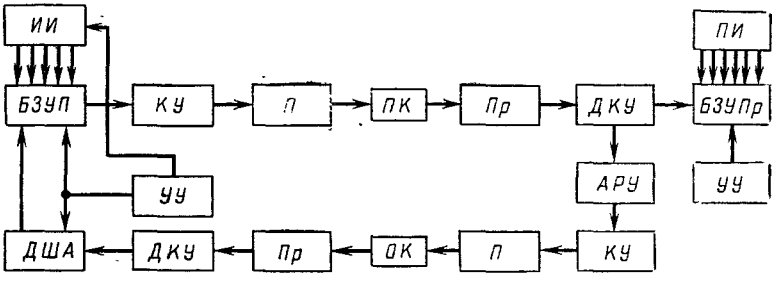


Рис. 5.8. Структурная схема системы с адресным повторением

По команде «*Вывод*» устройства управления *УУ* передающей станции из источника информации *ИИ* в БЗУ передатчика *БЗУП* поступает в параллельном коде отрезок информации, соответствующий десяти кодовым комбинациям. Одновременно на приемную станцию по сигналу с *УУ* посылается служебная комбинация начала сообщения. После этого из *БЗУП* информация k-разрядными комбинациями подается в кодирующее устройство *КУ*. В *КУ* каждая комбинация кодируется обнаруживающим ошибки кодом и передается по прямому каналу *ПК*. Поступающие на приемник *Пр* кодовые комбинации проверяются в декодирующем устройстве *ДКУ* на наличие ошибок. Информационные разряды комбинаций, принятых без ошибок, поступают в регистры БЗУ приемника *БЗУПр* в соответствии со своими номерами. Номера искаженных комбинаций фиксируются в адресном решающем устройстве *АРУ*, а сами комбинации стираются. После окончания приема всего отрезка информации формируется комбинация перезапроса, затем она кодируется корректирующим кодом и передается по обратному каналу *ОК* на передающую станцию. Так, например, если в сообщении, состоящем из десяти комбинаций, будут искажены первая, третья и шестая комбинации, то комбинация адресов будет иметь вид 1010010000 (единицы соответствуют номерам искаженных комбинаций). При отсутствии искажений комбинация состоит из одних нулей. Переданная адресная комбинация декодируется

в *ДКУ* и поступает на дешифратор адресов *ДША*. По сигналу с *ДША* из *БЗУП* выводятся комбинации, подлежащие позторению, и после соответствующих преобразований передаются на приемную станцию. Если при этом вновь возникают ошибки, то рассмотренный процесс повторяется до получения всех комбинаций без ошибок. После выдачи всего отрезка информации получателю на передающую станцию посылается нулевая адресная комбинация, по которой из *ИИ* выводится следующий отрезок информации.

Основным достоинством систем с адресным повторением является уменьшение потерь времени на повторение и практически полная независимость от длины линии связи, при условии использования БЗУ большой емкости. Эти преимущества тем существеннее, чем больше время распространения сигнала в линии связи.

Но система с адресным повторением имеет и существенные недостатки. Основные из них — это рост объема аппаратуры, отсутствие практической возможности работы в реальном масштабе времени и возникновение специфических ошибок при неправильном приеме адресной кодовой комбинации. Поэтому применение систем с адресным повторением может быть оправдано лишь на линиях с большой протяженностью и низкой вероятностью правильного приема информации.

§ 5.5. СИСТЕМЫ С КОМБИНИРОВАННОЙ ОБРАТНОЙ СВЯЗЬЮ

Для систем с комбинированной обратной связью характерным является то, что в них, с целью оптимального изменения процедуры принятия решений, в зависимости от изменения условий передачи стремятся максимально использовать все сведения, получаемые на выходе канала. При организации структуры таких систем это обстоятельство обусловливает широкое применение вероятностных методов декодирования. В зависимости от качества используемого канала связи, требований к верности передачи информации и допустимого объема оборудования может быть использована процедура вероятностного декодирования той или иной сложности в сочетании с каналом обратной связи. Если приемник имеет запоминающее устройство для вероятностных характеристик символов, получаемых на выходе канала, то это позволяет оперативно подбирать наивыгоднейшую процедуру декодирования для каждой кодовой комбинации, принятой с ошибкой, при условии налнчия канала обратной связи. В данном случае представляется возможным использовать обратный канал для целенаправленного изменения процедуры кодирования и, следовательно, гибкого регулирования избыточности и скорости передачи информации в зависимости от изменения условий передачи.

В системах с вероятностным детектированием и запоминанием вероятностных характеристик символов на выходе канала переданная комбинация вида $x_1\, x_2 \ldots x_i \ldots x_n$ зафиксирована приемником как комбинация вида $y_1\, y_2 \ldots y_i \ldots y_n$ с вероятностью ошибочного отождествления каждого символа P_j, где $j = 0, 1, \ldots, m$ (m — число фиксированных значений P_j). В этом случае можно выделить из принятой кодовой комбинации m подблоков, в каждом из которых символы ото-

ждествлены с одинаковыми значениями P_j (рис. 5.9), т. е.

$$\left.\begin{aligned} &y_{01}, y_{02}, \ldots, y_{0r_0} \in P_0; \\ &y_{11}, y_{12}, \ldots, y_{1r_1} \in P_1; \\ &\ldots\ldots\ldots\ldots \\ &y_{m1}, y_{m2}, \ldots, y_{mr_m} \in P_{n_i}, \end{aligned}\right\} \qquad (5.11)$$

где $r = 1, 2, \ldots, r_j$.

Очевидно, что при обнаружении ошибок необходимо составить r_j проверочных соотношений для символов, принятых с максимальной вероятностью ошибки символа P_j. С этой целью на передатчик по ка-

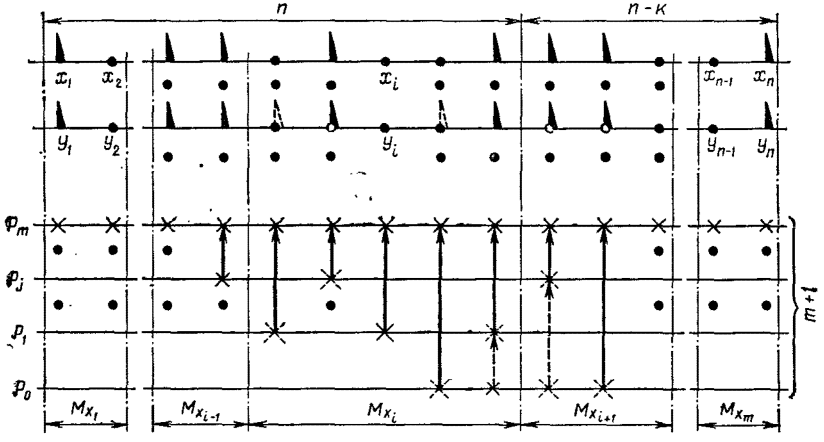


Рис. 5.9. Временные диаграммы работы системы с комбинированной обратной связью

налу обратной связи необходимо послать сигнал, закодированный в соответствии с алгоритмом построения проверочных уравнений. После регистрации приемником r_j проверочных символов декодирующее устройство должно произвести перерасчет вероятностных характеристик для каждого из l символов, входящих в r_j проверочных уравнений, с одновременным исправлением по полученным результатам соответствующих знаков кодовой комбинации.

В данном случае процедура декодирования может быть реализована аналогично рассмотренной процедуре для вероятностного декодирования циклических кодов. Логику работы декодирующего устройства целесообразно реализовать в соответствии со следующим упрощенным алгоритмом:

$$\left.\begin{aligned} &P'_{jl} \sim l\,(P_{j,\,l-1})_{\min}; \\ &l_{0M} \sim l\,(P_{jl})_{\max}, \end{aligned}\right\} \qquad (5.12)$$

т. е. новое значение вероятности ошибки символа принимается равным ближайшему меньшему из числа входящих в проверочное уравнение, а ошибка приписывается символу, принятому с максимальным

значением P_j, независимо от того, удовлетворено или не удовлетворено уравнение проверки на четность.

Следовательно, при обнаружении ошибок возникает необходимость в проверке r_j символов, фиксируемых с минимальной в данном случае апостериорной вероятностью. Наибольшая простота декодирования будет обеспечена, если при любых подлежащих проверке символах в каждое уравнение войдет не более одного из них. Характерное для реальных каналов связи группирование проверяемых символов в пакеты позволяет добиться этого с помощью кода, каждый из проверяемых знаков которого представляет собой сумму по mod 2 информационных знаков, сдвинутых друг относительно друга и относительно данного проверяемого знака на r_j символов. Проверочная матрица при этом будет иметь вид

$$\mathbf{H}_{r_j;\,n} = \begin{Vmatrix} h(x_j) \\ xh(x_j) \\ x^{r_j-1}h(x_j) \end{Vmatrix}. \tag{5.13}$$

Передавать подобную матрицу по каналу обратной связи не имеет смысла.

В целях сокращения времени занятости канала обратной связи, уменьшения фактической избыточности и вероятности ошибок необходимо, чтобы такая матрица имела минимальное число знаков, простую структуру и в то же время отображала алгоритм построения кодовых уравнений.

Задача заключается в том, чтобы в соответствии с предполагаемым вектором ошибок $\mathbf{E}_j$ подобрать проверочный полином $h(x_j)$ такой, в каждое из проверочных уравнений которого вошло бы не более одного ненулевого элемента из r_j и, кроме того, чтобы $h(x_j)$ имел минимальную степень. Выполнить это условие возможно при последовательном умножении $\mathbf{E}_j$ на проверочные матрицы $\mathbf{H}_{r_i,n}$, степень проверочного полинома которых может изменяться от $r_i = r_j$ до $r_i \leqslant n/2$. Поэтому в соответствии с (5.13) получим

$$\mathbf{H}_{r_j,\,n} = \mathbf{E}_j \otimes \mathbf{H}_{r_i,\,n}, \tag{5.14}$$

где $r_i = r_j;\ r_{j+1}, \ldots, r_a \leqslant n/2$, r_a — степень проверочного полинома, при которой в каждое из проверочных уравнений войдет не более одного ненулевого элемента из $\mathbf{E}_j$.

Умножая предполагаемый вектор ошибок $\mathbf{E}_j$ на каждую из строк полученной проверочной матрицы $\mathbf{H}_{r_a,n}$ и записывая полученный результат в строку, получим краткую форму записи проверочной матрицы $\mathbf{H}_{r_a,n}$:

$$\mathbf{C}(r_a)[a_0,\ a_1, \ldots,\ a_{r_a-1}].$$

Нетрудно убедиться, что $\mathbf{C}(r_a)$ полностью отражает основные требования к составлению проверочных уравнений в соответствии с предполагаемым вектором ошибок $\mathbf{E}_j$: длина проверочной матрицы, записанной в краткой форме, равна степени проверочного полинома

$h(x_a)$, минимально необходимой для проверки всех r_j, число единиц соответствует числу проверяемых символов, а позиции, на которых расположены единицы, указывают на номер проверочного уравнения, результат которого запрашивается.

Характер операций, выполняемых в этом случае кодирующим устройством передатчика, должен соответствовать принятому алгоритму построения проверочных уравнений. Проверочные символы могут быть получены путем последовательного или параллельного умножения декодируемой кодовой комбинации на проверочную матрицу, формируемую в соответствии с алгоритмом, поступившим из канала обратной связи. Причем при $a_{r_a} = 0$ операция умножения кодовой комбинации на проверочную матрицу не выполняется.

В системах с адресным повторением вся совокупность из n символов передаваемой кодовой комбинации разбивается на $m+1$ подблоков по $d = n/(m+1)$ символов в каждом. Наличие вероятностных характеристик позволяет вычислить величину математического ожидания ошибок для каждого из подблоков:

$$\left.\begin{array}{l} y_{01},\ y_{02},\ \ldots,\ y_{0d} \in M_{x_0}; \\ y_{11},\ y_{12},\ \ldots,\ y_{1d} \in M_{x_1} \\ \ldots\ldots\ldots\ldots\ldots\ldots \\ y_{m1},\ y_{m2},\ \ldots,\ y_{md} \in M_{x_m}. \end{array}\right\} \qquad (5.15)$$

Величина математического ожидания ошибок в каждом из подблоков

$$M_{x_i} = \sum_{l=1}^{l=n/(m+1)} (1 - Q_j) = \sum_{l=1}^{l=n/(m+1)} P_j. \qquad (5.16)$$

При обнаружении ошибок наиболее верным будет предположение, что они сосредоточены в подблоках, принятых с максимальным математическим ожиданием ошибок $M_{x_j \max}$. Поэтому необходимо послать сигнал о перезапросе, закодировав его в соответствии с номерами пораженных подблоков. Следовательно, система с адресным повторением и вероятностным декодированием может рассматриваться как система с алгоритмической обратной связью, у которой $l > 1$, а принципы и методы декодирования аналогичны рассмотренным ранее.

Вероятность выдачи ошибочной кодовой комбинации получателю здесь оценивается соотношением (5.3), а скорость передачи информации, по аналогии с рассмотренным для систем с решающей обратной связью, приближенно будет равна

$$V_{M_k} = V_0 \frac{k_M}{n} (1 - p_0)^{2(n_p+1)}, \qquad (5.17)$$

где k_M/n — относительное уменьшение скорости за счет вероятностно-алгебраического метода обнаружения ошибок.

Необходимо отметить, что количество дополнительной информации, необходимой для декодирования кодовой комбинации с обнаруженными ошибками, в каждом отдельном случае будет случайной величиной,

зависящей от кратности ошибок в декодируемой кодовой комбинации и вероятностей правильного отождествления регистрируемых символов. Расчеты показывают, что это количество будет меньшим по сравнению с ранее рассмотренными системами. Это обстоятельство обеспечивает преимущество в скорости передачи информации для систем с комбинированной обратной связью, в особенности при работе по каналам с интенсивными ошибками. Однако объем оборудования для этих систем резко увеличивается с увеличением требований к верности и скорости передачи информации.

§ 5.6. АППАРАТУРА ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ

На первых этапах развития систем обмена передача информации осуществлялась в основном по существующим сетям абонентского телеграфа (АТ), называемых за рубежом телексом. Несмотря на то что сети АТ не обеспечивают достаточной достоверности и скорости передачи в системах обмена, они при малых объемах передаваемой информации ввиду низких капитальных затрат находят применение и в настоящее время.

С совершенствованием систем ввода—вывода и обработки информации значительно возросли требования к достоверности и скоростям передачи. Шире стали применяться телефонные и широкополосные каналы.

Для реализации рассмотренных систем передачи информации с высокой достоверностью и непосредственной связи удаленных абонентов через каналы связи с ЭВМ используют специальные технические средства, называемые *аппаратурой передачи данных* (АПД). В зависимости от вида используемого канала АПД подразделяют на низкоскоростную, использующую телеграфные каналы; среднескоростную, использующую телефонные каналы; высокоскоростную, использующую широкополосные каналы.

В соответствии с международной договоренностью разработаны рекомендации по скоростям передачи данных. В частности, для телеграфных каналов связи установлены скорости передачи 50, 100 и 200 бод, для телефонных каналов — 200, 600 и 1200 бод, а также скорости 1800, 2400, 3000, 3600 бод и далее, по закону, $600 \cdot 2^n$, где $n = 3, 4, 5, \ldots$

Современная АПД включает в себя совокупность устройств преобразования сигналов, устройств защиты от ошибок и вспомогательные устройства, например устройства автоматического вызова и ответа.

Устройством преобразования сигналов (УПС) называют часть оконечной установки передачи данных, обеспечивающую прямое и обратное преобразование сигналов данных в вид, пригодный для передачи по каналу связи, например модем (модулятор и демодулятор, объединенные в одном устройстве преобразования сигналов). *Модем* является функционально и конструктивно самостоятельной частью аппаратуры (рис. 5.10). Выбор метода модуляции, типа приемника в модеме в основном зависит от характеристик канала связи. Модем вместе с кана-

Таблица 5.1

Тип	Шифр	Канал	Скорость передачи, бит/с	Вид модуляции	Метод передачи
Модем-200	8001; 8002	Коммутированный арендованный	200	ЧМ	Последовательный
Модем-1200	8005; 8006	То же	600, 1200	ЧМ	То же
Модем-2400	8010; 8011	Арендованный	2400	ФМ	»

лом связи определяет скорость передачи данных. Характеристики некоторых модемов приведены в табл. 5.1.

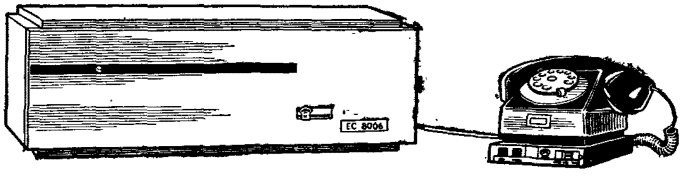


Рис. 5.10. Модем типа ЕС8006

Устройство защиты от ошибок (УЗО) — устройство, выполняющее процедуру уменьшения влияния ошибок, возникающих при передаче данных. В конструктивном отношении при построении УЗО широко используют те же принципы, что и при создании ЭВМ. Для удобства установки УЗО у абонентов приемная и передающая части размещаются, как правило, в единой стойке (рис. 5.11). Электронная часть выполняется с широким использованием типовых элементов полупроводниковых, интегральных схем и печатного монтажа. Характеристики некоторых УЗО приведены в табл. 5.2.

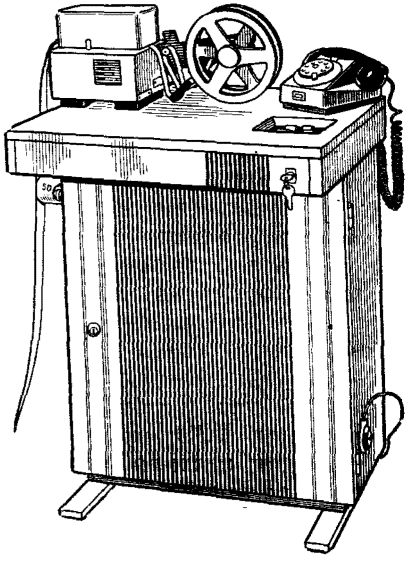


Рис. 5.11. УЗО типа 8122 с оконечным устройством

В свою очередь АПД вместе с оконечным оборудованием данных составляют оконечную установку передачи данных. Под *оконечным оборудованием данных* понимают источник данных или получатель данных, или и то и другое вместе.

Рассмотрим устройства защиты от ошибок типа «Аккорд».

АПД «Аккорд-50». «Аккорд-50»

представляет собой низкоскоростную АПД, предназначенную для двусторонней поочередной передачи данных по коммутируемым и некоммутируемым телеграфным каналам связи. Ввод информации в канал связи может производиться со скоростью 50 или 100 бит/с в пятиразрядном международном телеграфном коде № 2 или в семиразрядном коде ГОСТ 13052—67. В последнем случае к кодовой комбинации добавляются разряды соответствующего признака и она разбивается на две пятиразрядные комбинации.

Для повышения верности передачи информации в аппаратуре реализуют систему с решающей обратной связью, а также используют

Таблица 5.2

Тип	Шифр	Скорость передачи, бит/с	Комплектация
УЗО-50	Аккорд-50	50; 100	Приемо-передатчик
УЗО-1200	Аккорд-1200	600; 1200	Приемо-передатчик
УЗО-1200	8121	600; 1200	Передатчик; приемник, приемо-передатчик
УЗО-2400	8131	1200; 2400	Приемник; передатчик; приемо-передатчик

циклический код с образующим полиномом $1 + x + x^3 + x^6 + x^{12} + x^{13}$.

Для организации передачи данных между двумя пунктами в каждом из них должно быть установлено по комплекту АПД «Аккорд-50». Информация, подлежащая передаче, предварительно наносится на перфоленту, а затем с помощью считывающего устройства в виде электрических сигналов параллельного кода вводится в аппаратуру. Возможен и непосредственный ввод информации с помощью рулонного телеграфного аппарата (РТА). Принятая информация выдается РТА в виде печатного текста или наносится на перфоленту с помощью перфоратора ПЛ-150. Через специальные устройства сопряжения аппаратура может подключаться и к другим устройствам ввода—вывода или непосредственно к ЭВМ.

Аппаратура включается в сеть абонентского телеграфа и использует его стандартное оборудование. Вызывной прибор (ВП) предназначен для посылки сигналов вызова, отбоя и набора номера абонента при работе через автоматическую станцию абонентского телеграфа (АТА). Максимальная длина абонентских линий ограничивается сопротивлением применяемых жил кабелей и проводов, напряжением питания и величиной тока, необходимой для абонентской цепи.

В состав УЗО входят блоки распределителя; ЗУ; кодирования, управления; питания и пульт управления.

Блок распределителя является одним из главных функциональных блоков аппаратуры; его основные режимы — «*Оперативная передача*» и «*Оперативный прием*».

В режиме «*Оперативная передача*» распределитель вырабатывает сигналы, с помощью которых формируется стартстопный знак, т. е.

перед каждыми пятью элементами информационной последовательности, выдаваемыми в канал, ставится бестоковая посылка «*Старт*», а после них — токовая посылка «*Стоп*».

В режиме «*Оперативный прием*» распределитель обеспечивает синфазность с передающим распределителем и вырабатывает сигналы, обеспечивающие выделение информационных разрядов. В обоих режимах распределитель осуществляет продвижение информации в регистрах аппаратуры и формирует сигналы, определяющие цикл работы последней.

Основой блока ЗУ является сдвигающий регистр, собранный по восьмитактной схеме.

Блок кодирования служит для образования циклического кода, осуществления связи с каналом и выработки сдвигающих и временных сигналов. Основным узлом блока является кодопреобразователь, в котором осуществляется деление последовательности информационных элементов на образующий полином.

В блоке управления размещены основные узлы и логические схемы, определяющие работу аппаратуры.

Блок питания предназначен для питания аппаратуры выпрямленными стабилизированными напряжениями. Питание блока производится от однофазной сети переменного тока напряжения 220 В и частотой 50 Гц.

На пульте управления размещены шесть клавиш, с помощью которых осуществляется ручное управление основными режимами работы. Эти клавиши имеют маркировку «*Передача данных*», «*Прием данных*», «*Абонент—телеграф*», «*Повтор. сообщен.*», «*Конец передачи*» и «*Авария*».

АПД может работать в трех режимах: «АТ» (абонентский телеграф); «ПМ» (прием данных); «ПД» (передача данных).

В режиме «АТ» обеспечивается обмен информацией в соответствии с требованиями сети абонентского телеграфа. Передача информации осуществляется без использования УЗО.

Включение режимов «ПМ» и «ПД» осуществляется специальными тумблером и клавишами или по сигналу, поступающему по внешней цепи. Информация, подлежащая передаче, поступает в кодопреобразователь, осуществляющий помехоустойчивое кодирование, и одновременно в канал связи, а также запоминается в ЗУ. Принятая из канала связи информация проходит в декодирующее устройство аппаратуры, где производится обнаружение ошибки, и записывается в ЗУ. Если ошибки отсутствуют, то информация из ЗУ поступает к потребителю информации, а по обратному каналу в сторону передатчика посылается сигнал «*Квитанция*», оповещающий передатчик о безошибочном приеме. При обнаружении ошибки декодирующее устройство выдает сигнал, запрещающий выдачу неправильной информации из ЗУ. Передатчик, получив сигнал об этом, повторяет ранее переданный блок данных. Вероятность ошибки характеризуется одним искаженным знаком на $3 \cdot 10^6$ переданных.

АПД «Аккорд-1200». «Аккорд-1200» относят к среднескоростной АПД и предназначают для приема и передачи с повышенной достовер-

ностью дискретной информации по коммутируемым и некоммутируемым телефонным каналам городской телефонной сети. Данные по каналам связи передаются последовательно синхронным методом со скоростью 600 или 1200 бит/с (75 или 150 восьмиэлементных знаков в секунду).

Ввод и вывод информации может производиться параллельным пяти-, шести-, семи- или восьмиразрядным кодом и последовательными блоками по 240 (или 112) двоичных элементов.

В аппаратуре реализуется система с решающей обратной связью и циклический код с образующим полиномом $1 + x^5 + x^{12} + x^{16}$.

Верность передачи — не больше одной ошибки на 10^6 правильно переданных знаков.

Состав устройств перфорации и считывание тот же, что и у «Аккорда-50». Канал передачи данных организуется с помощью «Модема-1200» и «Аккорда-1200».

В состав УЗО входят передатчик, приемник запоминающего устройства (ЗУ), блок управления и сигнализации, устройство сопряжения и блок питания.

В передатчике размещают:

устройство формирования управляющих импульсов, обеспечивающее выдачу тактовых импульсов, управляющих сигналов и адресов записи (или считывания) знака при обращении к ЗУ;

устройство формирования сигналов управления, предназначенное для приема, преобразования и выдачи сигналов обмена и управления в модем и на выход;

датчик номера блока данных для формирования одного из трех номеров очередному блоку данных;

устройство управления ЗУ, формирующее сигналы записи и считывания данных;

анализатор сигналов обратного канала, предназначенный для определения сигналов «*Запрос*» или «*Подтверждение*»;

устройство фазирования, с помощью которого определяются момент начала и установление режимов фазирования и производится обнаружение отказов канала передачи данных;

устройство управления вводом данных, предназначенное для приема данных, подлежащих передаче, преобразования параллельного кода в последовательный, записи данных в ЗУ, проверки признака четности принятого знака данных и формирования служебных признаков блока данных;

кодирующее устройство, осуществляющее построение проверочных разрядов циклического кода. Проверочные разряды образуются умножением полинома, представляющего собой последовательность символов признака и блока данных, на x^{16} и последующим делением результата на образующий полином;

устройство контроля, предназначенное для обнаружения отказов функциональных узлов передатчика.

Приемник состоит из:

устройства формирования последовательности тактовых и управляющих импульсов;

устройства фазирования, формирующего сигнал «*Фазирование*» в режимах начального и промежуточного фазирования;

устройства формирования сигналов обратного канала «*Запрос*» или «*Подтверждение*»;

декодирующего устройства, предназначенного для обнаружения ошибок в принятом блоке данных. Обнаружение ошибок производится путем анализа остатка при делении принятой последовательности блока данных на образующий полином. Если остаток равен нулю, то предполагается, что блок данных принят без искажений;

входного регистра, в котором поступающие из модема в последовательном коде данные преобразуются в параллельный код;

дешифратора служебных признаков, осуществляющего одновременную дешифрацию ожидаемого признака блока и предыдущего признака блока данных;

датчика циклических номеров блока данных, по которым обеспечивается правильная очередность в приеме блоков данных в случае сбоев в обратном канале;

схемы формирования сигналов обмена между модемом и приемником, приемником и выходом;

устройства контроля, предназначенного для контроля исправности работы приемника.

Запоминающее устройство (ЗУ) предназначено для приема, хранения и выдачи информации. Его емкость рассчитана на хранение 64 девятиразрядных кодовых комбинаций. Прием и выдача знаков осуществляется в параллельном коде. В работе ЗУ предусматривается три режима: запись, считывание, считывание с восстановлением. ЗУ включает в себя куб на ферритовых сердечниках с диодным дешифратором адресов и формирователей сигналов записи и считывания.

Блок управления и сигнализации состоит из панели управления с клавишами и светового табло и предназначен для включения питания и режимов работы, а также сигнализации о неисправностях аппаратуры.

Устройство сопряжения предназначается для связи с аппаратурой Т-226Д.

Блок питания осуществляет преобразование напряжения сети 220 В частотой 50 Гц в стабилизированные выпрямленные напряжения соответствующих номиналов для всех схем аппаратуры.

В аппаратуре предусматриваются режимы начального фазирования, передачи (приема) данных, повторения блока данных, промежуточного фазирования, «конец передачи» и контроля.

В режиме начального фазирования осуществляется подготовка передатчика и приемника к непрерывной обработке данных. В этом режиме по сигналу из устройства фазирования во входной регистр устройства управления вводом данных приемника записывается признак блока синхронизации 0101, который через кодирующее устройство поступает в модем. Данные из модема приемника направляются в декодирующее устройство приемника, работающего как 16-разрядный регистр сдвига. К выходам регистра подсоединен дешифратор,

по сигналу которого устройство формирования управляющих импульсов устанавливается в исходное состояние.

Режим передачи (приема) данных является основным рабочим режимом. Он начинается с момента поступления в аппаратуру сигнала «*Данные установлены*», по которому устройство управления вводом выдает сигнал «*Синхронизация ввода*» и осуществляется поступление данных. При последовательном вводе сигнал «*Синхронизация ввода*» поддерживается непрерывно на время ввода 240 (или 112) информационных символов и затем прекращается. Следующий сигнал может поступить только через интервал времени, необходимый для ввода в модем проверочных символов данного блока и служебных признаков следующего блока. Если к концу интервала сигнал «*Данные установлены*» не поступил, то сигнал «*Синхронизация ввода*» не формируется, а информационная часть блока заполняется служебной восьмиразрядной комбинацией 01101001.

При параллельном вводе данные записываются во вводной регистр устройства управления вводом данных по сигналу «*Данные установлены*». Сигнал «*Синхронизация ввода*» означает, что очередная знаковая комбинация принята и на входных шинах может появляться следующая. При параллельном вводе осуществляется проверка правильности вводимой кодовой комбинации на четность.

Поступившая информация формируется в блоки длиной в 260 (или 132) двоичных элемента. Из них четыре элемента являются служебным признаком блока, 240 (или 112) — информационными (30 или 14 восьмиразрядных комбинаций соответственно) и 16 — проверочными, построенными в соответствии с образующим полиномом. Эти блоки в виде последовательных двоичных кодовых импульсов на передающей стороне поступают в модем.

На приемной стороне принятые с модема блоки декодируются и записываются в ЗУ. Блоки данных, в которых обнаружена ошибка, стираются и запрашиваются вновь путем подачи по обратному каналу сигнала «*Запрос*». При правильном приеме по обратному каналу передается сигнал подтверждения и информация выдается на выход.

Передатчик, не ожидая сигнала по каналу обратной связи, передает следующий блок, а предыдущий сохраняет в блоке ЗУ. При получении сигнала «*Запрос*» передатчик вновь передает блоки, хранящиеся в ЗУ. Объем ЗУ рассчитан на хранение двух очередных блоков данных. Находящиеся в ЗУ два блока и передаваемый третий блок имеют признаки: А — 0011; В — 1001; С — 1100.

В последовательном коде вывод данных из АПД производится по блокам в 240 (или 112) двоичных символов при наличии сигнала «*Синхронизация вывода*» от устройства сопряжения с ЭВМ, который означает готовность ЭВМ принять очередную информационную часть блока данных. Вывод блока данных сопровождается сигналом «*Данные установлены*».

При параллельном выводе после правильного приема блока данных в выходном регистре приемника устанавливается кодовая комбинация (пяти-, шести-, семи-, восьмиразрядная) первого знака и в ЭВМ поступает сигнал «*Данные установлены*», который разрешает вывод

знака. Если очередной знак в ЭВМ принят правильно и она готова к принятию следующего знака, то в АПД должен поступить сигнал «*Синхронизация вывода*». После поступления этого сигнала в выходном регистре устанавливается кодовая комбинация следующего знака и т. д.

Если сигнал «*Синхронизация вывода*» от ЭВМ не поступит, то в аппаратуре устанавливается режим прерывания в выводе данных («Остановка») до момента появления сигнала. При этом очередной знак сохраняется в выходном регистре, а по обратному каналу передается сигнал «*Запрос*» и очередной блок данных от передатчика не принимается.

Параллельный вывод сопровождается проверкой правильности на четность.

В режиме повторения блока данных вся информация, передаваемая в модем, включая служебный признак блока, записывается в ЗУ в параллельном восьмиразрядном коде и хранится там до получения по обратному каналу сигнала «*Подтверждение*».

Если сигнал «*Подтверждение*» не поступит, то устройство управления вводом сигнал «*Синхронизация ввода*» не вырабатывает, передача очередного блока данных не производится и в модем передаются на повторение два блока данных из ЗУ.

Режим промежуточного фазирования вводится в передатчике в том случае, когда на девять очередных переданных блоков подряд получен сигнал «*Запрос*». При этом блок данных, следующий за блоком синхронизации, считывается из ЗУ вместе с прежним циклическим признаком и вместе с блоком синхронизации повторяется до получения сигнала «*Подтверждение*». При поступлении сигнала «*Подтверждение*» передатчик возвращается в режим передачи данных.

В приемнике режим промежуточного фазирования устанавливается в том случае, если подряд в восьми блоках обнаружена ошибка или четыре раза подряд производится повторение блока данных (происходит чередование блока с ошибкой и блока без ошибки в течение восьми циклов).

Режим «конец передачи» вводится в передатчике после снятия сигнала «*Запрос передачи*» от ЭВМ. В этом режиме вслед за последним блоком данных формируется блок со служебным признаком «*Конец передачи*». После передачи такого блока и получения «*Подтверждения*» передача прекращается. Аппаратура по сигналу из ЭВМ или нажатием клавиши «*Данные*» на пульте управления отключается от канала.

Приемник после приема блока с признаком «*Конец передачи*» выдает этот сигнал на выход и на пульте управления аппаратуры загорается лампа «*Конец передачи*».

В режиме контроля проверяется работоспособность и выявляются неисправности аппаратуры. Исправность аппаратуры в каждом абонентском пункте производится независимо с помощью тестового контроля.

ГЛАВА 6

ПОДГОТОВКА ВХОДНЫХ МАШИННЫХ ДОКУМЕНТОВ

Информация, с которой приходится иметь дело в АСУ, может быть различна по содержанию и форме представления. Значительный объем занимает информация, представленная на различных документах в виде алфавитно-цифрового текста. Но в таком виде информация не может непосредственно вводиться в ЦВМ. Поэтому приходится подвергать ее различным преобразованиям для того, чтобы представить в виде, удобном для ввода в ЦВМ. Этот этап, называемый *этапом подготовки входных машинных документов*, может выполняться как оператором, так и автоматически. Вся исходная информация, как правило, записывается на перфокартах, перфолентах. И уже после этого осуществляется ее непосредственный ввод в ЦВМ.

Подготовка первичных машинных документов является наиболее трудоемким этапом и требует больших затрат времени и ручного труда. Скорость подготовки документов определяется в основном скоростью работы оператора и составляет несколько знаков в секунду. Исходя из этого, устройства подготовки данных строятся как самостоятельная группа, работающая несинхронно с машиной и независимо от нее. Работа внутри группы может проводиться параллельно на ряде устройств и сводится к работе операторов на клавиатуре устройства подготовки данных, контролю подготовленных первичных документов, их комплектации и, наконец, передачи для непосредственного ввода информации в ЦВМ.

Подготовка исходных данных в ряде случаев может осуществляться и автоматически с непосредственным вводом информации в ЦВМ. Могут применяться также и комбинированные способы, когда степень участия человека в подготовке первичных документов значительно уменьшается.

В настоящее время получают развитие следующие пути автоматизации процесса подготовки первичных документов для ввода в ЦВМ:

1. Использование документов, удобных для автоматического считывания информации (дуаль-карт, формализованных бланков и др.).

2. Приготовление одновременно со служебным документом машинного документа. К устройствам, позволяющим выполнять это, можно отнести пишущую машинку, оснащенную приставкой для приготовления перфоленты.

3. Приготовление машинных документов в местах сбора и регистрации первичной информации с помощью регистраторов производ-

ства, устанавливаемых в цехах, на складах и других участках производства.

4. Автоматическое приготовление перфоленты при поступлении информации по телеграфным каналам связи.

Различные уровни автоматизации подготовки машинных документов оказывают определенное влияние на появление ошибок. Наибольшее количество ошибок возникает при ручной подготовке документов.

Необходимость устранения появляющихся ошибок требует проведения контроля, который обычно выполняется после повторной набивки, сравнением двух комплектов полученных первичных документов. Опыт показывает, что визуальная проверка приготовленных документов не так эффективна, как повторяемые ручные операции.

Количество ошибок в машинных документах значительно уменьшается, если ответственность за точность ложится на создателей исходных документов.

Выбор того или иного способа подготовки машинных документов зависит от вида и характера информации и наличия соответствующих устройств.

В АСУ для подготовки документов могут использоваться различные методы и средства. Значительная часть из них входит в набор внешних устройств, поставляемых вместе с ЭЦВМ.

§ 6.1. ПЕРФОКАРТЫ И ПЕРФОЛЕНТЫ

Перфокарта. *Перфокарта* представляет собой тонкий прямоугольник, изготовленный из специального картона и предназначенный для хранения информации в виде пробивок. Размеры перфокарты определены ГОСТ 6198—64: длина 187,4 $\pm$ 0,1 мм, ширина 82,5 $\pm$ $\pm$ 0,1 мм и толщина $0{,}015^{+0{,}015}_{-0{,}010}$ мм. Допуски на размеры, особенно по толщине, достаточно жесткие. Это необходимо для того, чтобы перфокарты по одной захватывались транспортным механизмом и пропускались через него без перекоса. Толщина карты выбирается из условия обеспечения необходимой электрической изоляции, жесткости и возможности легкой пробивки отверстия.

Высокие механические требования предъявляются и к материалу, из которого изготовляется перфокарта, поскольку она должна выдержать большое количество пропусков через машину. Согласно ГОСТ 6198—64 перфокарты должны выдерживать без потери качества не менее чем стократное прохождение через машину со скоростью 17 карт/с или пятидесятикратное прохождение со скоростью 33 $\div$ 42 карты/с.

Так как считывание информации с перфокарты может осуществляться электромеханическим или фотоэлектрическим способом, то она должна быть светонепроницаемой и не проводить ток. Перфокарты должны быть устойчивы к изменениям температуры и влажности и храниться с соблюдением условий, исключающих изменение их размеров и качества.

Левый верхний угол перфокарты срезается для облегчения визу-

ального контроля за ее правильным положением в процессе работы (катет срезанного угла равен 7 мм, а угол среза 45 ± 2°).

Информация на перфокартах располагается по строкам и колонкам. Количество строк обычно равно 12, колонок 80 и 45 (есть карты и с другим количеством строк и колонок, но они получили меньшее распространение).

Запись какого-либо символа на перфокарте сводится к прибивке отверстия в определенной позиции на соответствующем пересечении колонки и строки. Отверстия у 45-колонных карт круглые с диаметром 3,2 мм, а у 80-колонных — прямоугольные (1,4 × 3,2 мм).

Шаг между колонками для 80-колонных перфокарт 2,21 мм; для 45-колонных перфокарт — 3,97 мм. Шаг между строками для тех и других перфокарт 6,35 мм.

При изготовлении перфокарт на их лицевой стороне отпечатываются строки с десятичными цифрами: *0*; *1* и т. д. до *9*. Две самые верхние строки *12* и *11* разметок не имеют. Пробитые отверстия в этих строках, называемые *надсечками*, используют для фиксации различных условных обозначений, а также для управления работой отдельных механизмов машины. Над строками с *0* и *9* колонки пронумерованы (*1 ÷ 80*) более мелкими цифрами. Все это позволяет оператору визуально контролировать содержащуюся на перфокаре информацию.

Информацию на перфокартах располагают поколонно, т. е. для каждого символа выделяют одну колонку. Для этого используют код в соответствии с ГОСТ 10859—64 (см. приложение). Порядок записи символов кода на перфокарту приведен на рис. 6.1 и в приложении.

Перфорация является наиболее трудоемкой ручной операцией. Статистика показывает, что у оператора средней квалификации при работе на перфораторе получается одна ошибочная перфокарта на каждые 200 приготовленных. При этом ошибки могут носить различный характер: пробивка лишней перфокарты; пропуск данных без пробивки перфокарты; пробивка лишнего числа; пропуск числа; пробивка другой цифры; сдвиг на одну и более колонок и др. Ошибки в набивке, допущенные по вине оператора, составляют 94—97%. Основное количество ошибок возникает за счет невнимательности оператора. Поэтому контроль качества перфорации является обязательным элементом в процессе подготовки данных.

Наибольшее распространение получили три основных вида контроля перфорации: «на просвет», счетный, с помощью специальных устройств (контрольников).

В контрольниках набитые перфокарты поочередно вводятся в считывающий блок, а на клавиатуре повторно набирается исходная информация и сличается со считываемой с перфокарт. Контроль осуществляется и при вводе информации в машину.

При записи информации на перфокарту для осуществления контроля ввода используется восьмиразрядный код, т. е. вводится один дополнительный разряд. В каждой колонке карты при записи должно содержаться нечетное число пробивок. Пробивки выполняются по следующему правилу. Каждой десятичной цифре (позиции *1 ÷ 10*) соответствует одна пробивка в своей строке: единице старшего седь-

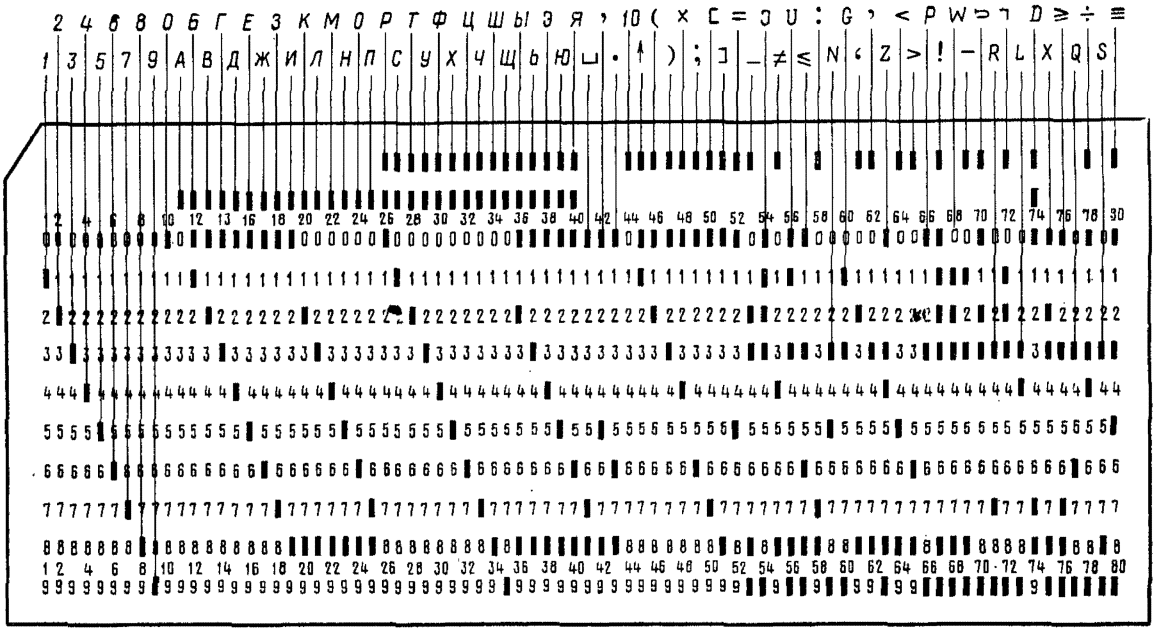


Рис. 6.1. Перфокарта с алфавитно-цифровой информацией в коде ГОСТ 10859—64

мого разряда соответствуют пробивки одновременно в позициях *3* и *9*; единице шестого разряда — в позиции *11*; единице пятого разряда — в позиции *12*; единице четвертого разряда — в позиции *8*, за исключением случая, когда разряды седьмой, третий и второй — нулевые, а первый разряд — единичный (0001001), что соответствует пробивке в позиции *9*. Значению единиц в первых трех младших разрядах соответствуют пробивки в позициях *1÷7* карты, за исклю-

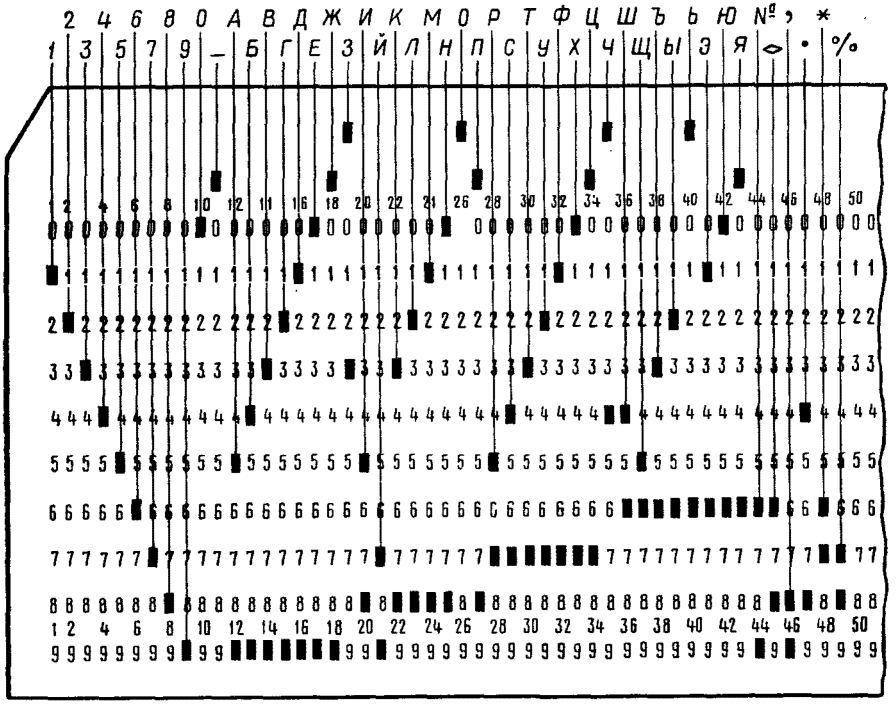


Рис. 6.2. Часть перфокарты с алфавитно-цифровой информацией перфоратора ПА80-6

чением случая, когда разряды седьмой, второй и первый — единичные, а разряд третий — нулевой (1000011), что соответствует пробивкам одновременно в позициях *2* и *1* (вместо одной пробивки в позиции *2*). Пробивка в позиции *0* дополняет количество пробивок в колонке до нечетного.

В алфавитно-цифровом перфораторе ПА80-6 используется иное представление буквенной информации (рис. 6.2). Каждой букве на перфокарте соответствует комбинация пробивок в двух позициях. На рис. 6.3 показано представление алфавитно-цифровой информации в коде IBM. Каждая десятичная цифра представляется одной пробивкой в соответствующей позиции, а каждая буква — комбинацией двух пробивок.

Способы поколонного размещения каждого символа позволяют записать на карте общее количество символов, равное количеству

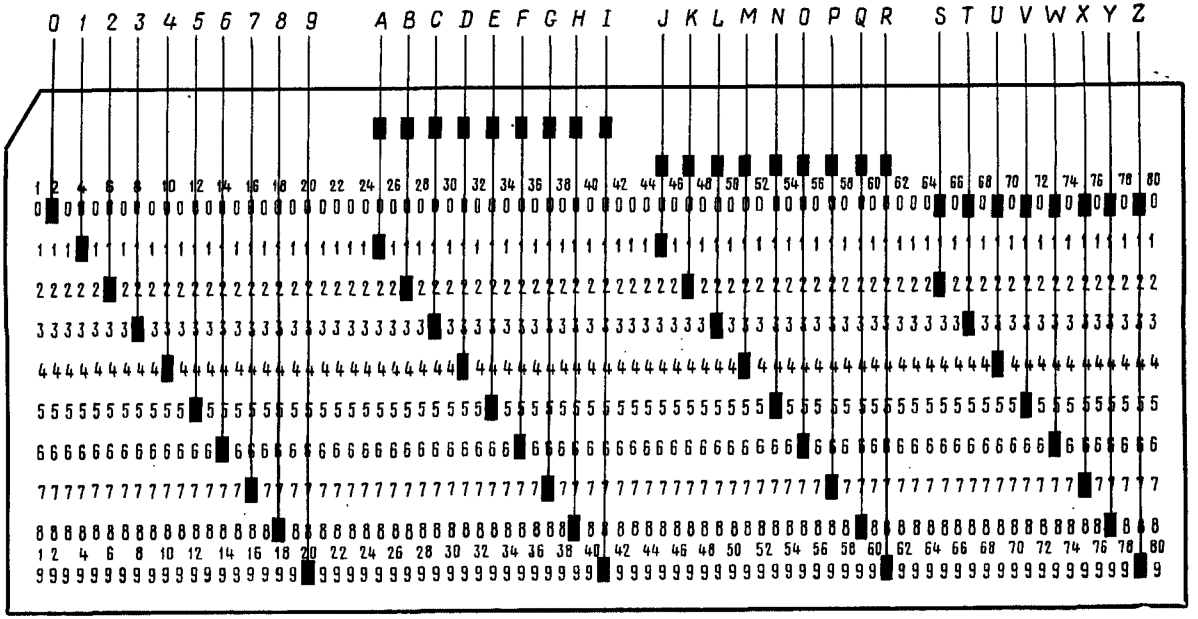


Рис. 6.3. Перфокарта с алфавитно-цифровой информацией в коде IBM

колонок; так, на картах с 80 колонками можно разместить 80 символов. Такое размещение отличается простотой, но в то же время характеризуется и малой плотностью.

Можно, конечно, осуществлять и более плотную запись, но в этом случае запись и считывание информации усложняются. Например, на рис. 6.4 приведена перфокарта, на которой в позициях *12*, *11*, *0*,

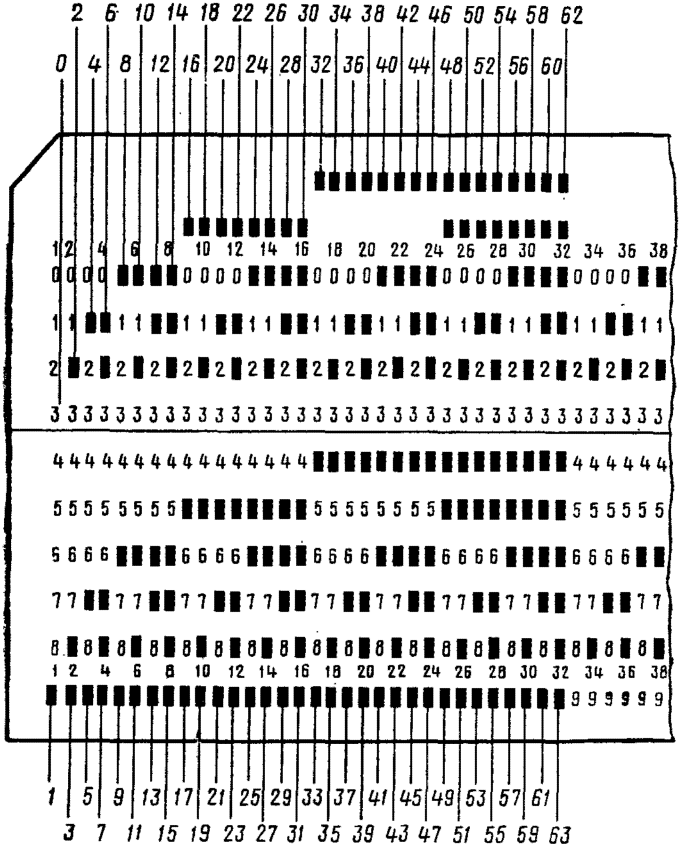


Рис. 6.4. Перфокарта с уплотненной записью

1, *2* размещены два массива пятиразрядных двоичных комбинаций, а в позициях *4*, *5*, *6*, *7*, *8*, *9* — два массива шестиразрядных двоичных комбинаций. Всего на карте записано 128 чисел. Такая карта используется в ЭЦВМ «Минск-32» для служебных целей.

Перфолента. *Перфолента* представляет собой длинную бумажную или целлулоидную ленту стандартных размеров, предназначенную для хранения информации в виде отверстий. Согласно ГОСТ 1391—51 бумажная лента может быть двух видов: А — непромасленная и Б — промасленная. ГОСТ 10860—68 предусматривает выпуск перфолент

следующих размеров: 17,5 мм — пятидорожечная (рис. 6.5, *а*), 22,5 мм — семидорожечная (рис. 6.5, *б*), 25,4 мм — восьмидорожечная (рис. 6.5, *в*). Кодовые дорожки располагаются вдоль ленты. Расстояние между кодовыми отверстиями, называемое *шагом перфорации*, для обеспечения надежного считывания выполняют достаточно точным (2,5 ± 0,05 мм). Линия отверстий должна быть перпендикулярной кромке ленты. Шаг перфорации в поперечном направлении имеет те же размеры, что и в продольном. Диаметр кодового отверстия 1,83 ± 0,05 мм.

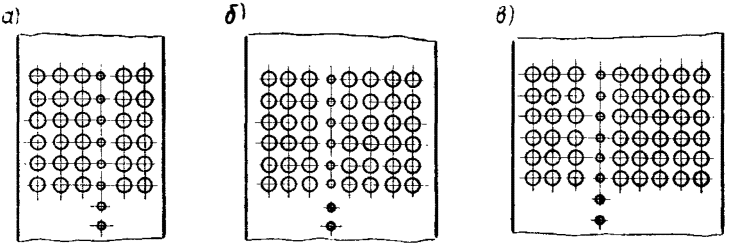


Рис. 6.5. Перфоленты

Для протяжки ленты на расстоянии 9,96 ± 0,10 мм от края пробивают отверстия меньшего диаметра ($1{,}17^{+0{,}05}_{-0{,}025}$ мм) с тем же шагом перфорации. Образованную из этих отверстий дорожку называют *синхродорожкой*. К материалу перфоленты предъявляют те же требования, что и к материалу перфокарты. Однако надо учитывать, что перфолента находится в более жестких условиях эксплуатации вследствие постоянного изгиба.

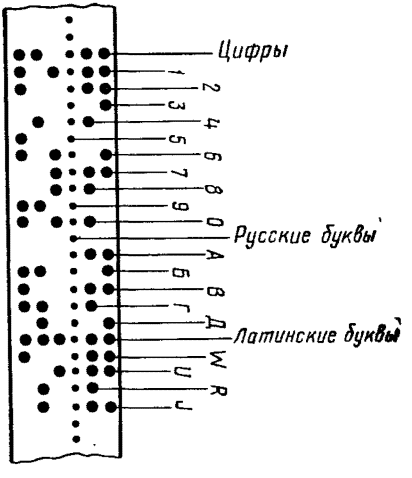


Рис. 6.6. Перфолента с записью десятичных цифр и некоторых букв в международном коде № 2

Информация на перфоленте записывается в виде комбинации кодовых отверстий построчно поперек ленты. В пятидорожечной перфоленте каждая комбинация представляется пятиразрядным кодом, в семидорожечной — семиразрядным кодом, в восьмидорожечной — восьмиразрядным кодом. Пробивка означает единицу в кодовой комбинации, отсутствие пробивки — нуль.

Пятидорожечные перфоленты в основном используются для фиксирования информации в международном коде № 2, который, как уже говорилось, широко применяется в связи и в вычислительной технике. На рис. 6.6 представлена часть пятидорожечной перфоленты

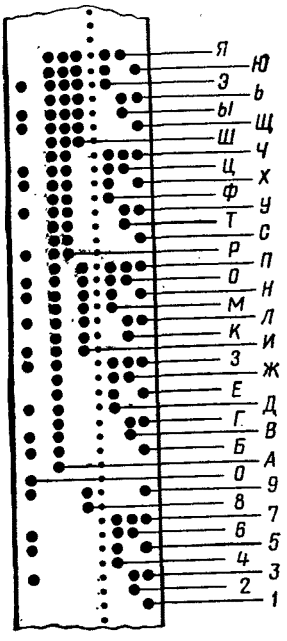


Рис. 6.7. Перфолента с восьмиразрядным кодом

с записью в международном коде № 2 десятичных цифр и некоторых букв.

Семидорожечная перфолента позволяет записывать информацию в семиразрядном коде. Из-за отсутствия дополнительного разряда, позволяющего производить контроль информации, семидорожечная перфолента имеет ограниченное применение.

Наибольшее распространение в настоящее время получила восьмидорожечная перфолента. На этой перфоленте информация записывается в семиразрядном коде ГОСТ 10859—64 и восьмой разряд используется для контроля на нечетность. Часть ленты с записью восьмиразрядного кода приведена на рис. 6.7. Крайняя левая, восьмая, дорожка используется для контроля, т. е. дополнения общего количества пробивок в комбинации до нечетного. Затем идут дорожки седьмого, шестого, пятого и четвертого разрядов. По другую сторону синхродорожки расположены третий, второй и первый разряды.

Известны перфоленты и с другим количеством дорожек, но они либо уже не применяются, либо находят ограниченное или специальное применение.

Подготовка перфокарт и перфолент осуществляется на перфораторах или устройствах подготовки данных, в состав которых входит перфоратор.

§ 6.2. ПЕРФОРАТОРЫ

Перфораторы карточные. *Перфораторы* — устройства, предназначенные для записи информации в виде пробивок на стандартных перфокартах и перфолентах. По принципу работы перфораторы для набивки перфокарты подразделяют на одно- и двухпериодные.

В одноперподных перфораторах, используемых для набивки 80-колонных карт, пробивка отверстия происходит одновременно с нажатием на цифровую или буквенную клавишу, а также при поступлении информации с карты-шаблона или из вычислительной машины.

В двухпериодных перфораторах операции набора информации и набивки отверстий расчленены. В первый период во время нажатия клавиш происходит фиксирование соответствующих пуансонов и перемещение наборной каретки с одной колонки на другую. Во второй период пробиваются отверстия во всех колонках карты. Пробивное устройство у таких перфораторов рассчитано на 45-колонную карту и состоит из 540 пуансонов (по 12 на каждую колонку). В конструктивном отношении двухпериодные перфораторы сложнее одноперподных.

Однако в двухпериодных перфораторах имеется возможность устранять ошибки, замеченные в процессе набора.

В зависимости от характера вводимой информации перфораторы подразделяют на цифровые и алфавитно-цифровые. Для подготовки данных ЦВМ, как правило, применяют алфавитно-цифровые перфораторы.

Из одноперподных перфораторов в настоящее время находят применение перфораторы цифровые марки П80-6 и алфавитно-цифровые марки ПА80-2, из двухпериодных перфораторов — перфораторы марки ПД45-2.

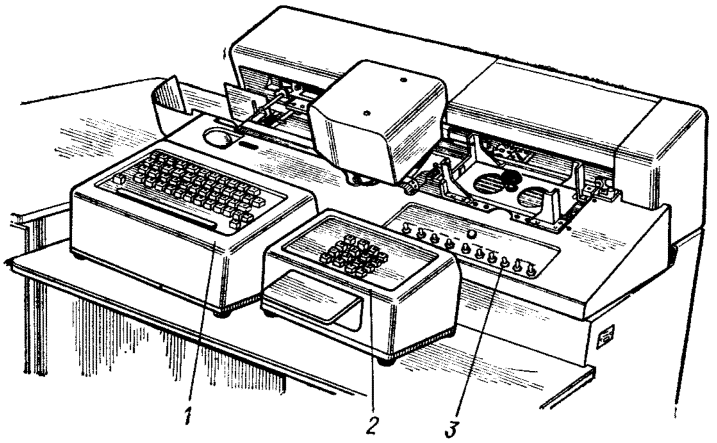


Рис. 6.8. Общий вид перфоратора ПА80-2

Перфоратор ПА80-2. Алфавитно-цифровой перфоратор ПА80-2 (рис. 6.8) входит в комплект устройства подготовки данных перфокарт ЦВМ «Минск-32». Он состоит из следующих основных узлов и механизмов: электропривода подачи и откладки перфокарт, перфорации, транспорта, многократного и полного пропуска; двух клавиатур (алфавитно-цифровой *1* и цифровой *2*), панели управления *3*; запоминающего устройства и электроаппаратуры.

Кинематическая схема перфоратора ПА80-2 показана на рис. 6.9.

Электропривод предназначен для завода каретки и включения механизма подачи и откладки перфокарт. Он состоит из электродвигателя *16*, червячного редуктора *17* и *18*, электромагнитной муфты *20* и сцепной шестерни *21*. Катушка электромагнитной муфты *20* при помощи скользящих контактов *19* включена в электрическую цепь привода. Электромагнитная муфта *20* обеспечивает связь электродвигателя *16* с рейкой каретки, при этом происходит завод каретки, подача новой и откладка отперфорированной карты.

При подаче постоянного тока на скользящие контакты *19* якорь со счетной шестерней притягивается к корпусу муфты *20*, передавая движение от электродвигателя к сцепной шестерне *21*.

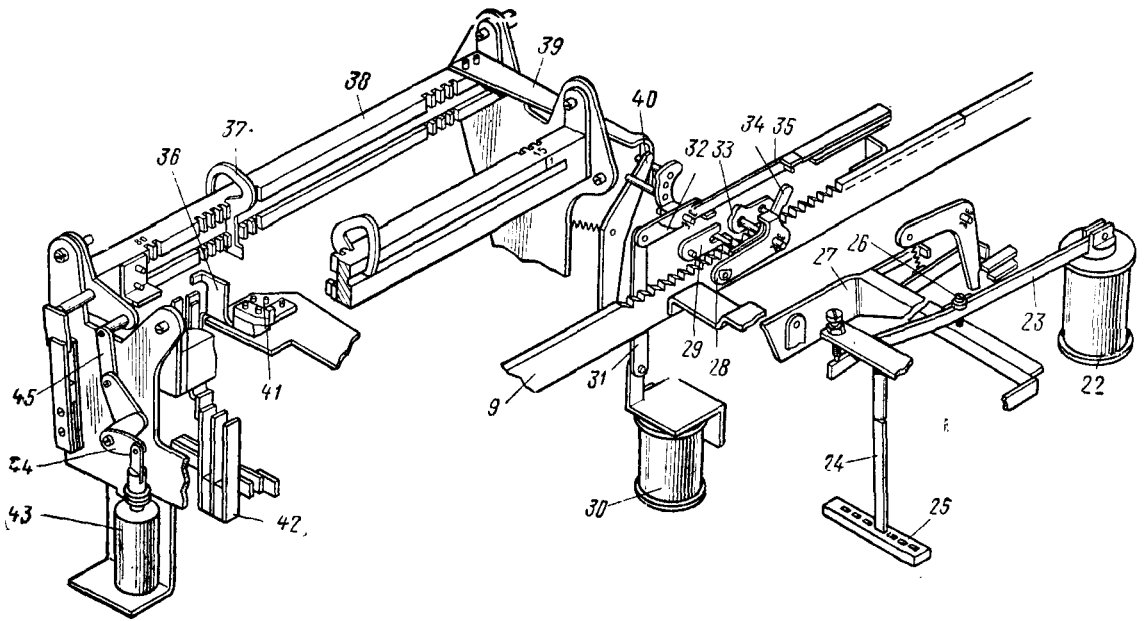


Рис. 6.9. Кинематическая схема перфоратора ПА80-2

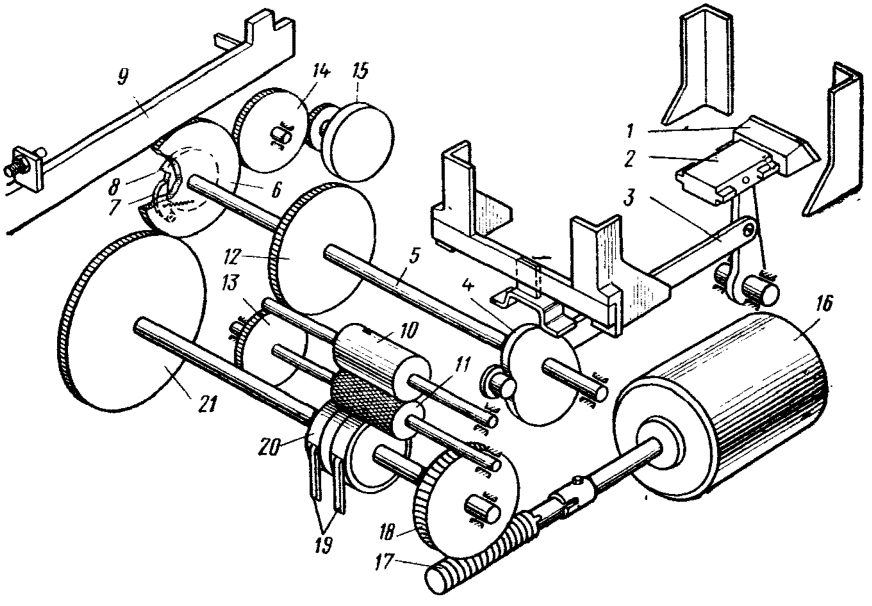


Рис. 6.9. Продолжение

Механизм подачи и откладки перфокарт предназначен для подачи из магазина очередной перфокарты под поводки каретки и откладки отперфорированной перфокарты в приемный карман. Перфокарта закладывается в магазин лицевой стороной вверх, срезанным углом влево. Подача перфокарты под поводки каретки осуществляется подающим ножом *1*, установленным на ползуне *2*.

При включенной муфте движение от сцепной шестерни *21* передается через шестерню *6* на рейку *9* и через сцепное устройство *7* и *8* на валик подачи *5*, шестерню *14*, центробежный тормоз *15*.

От валика подачи *5* через кулачок *4* и тягу *3* движение передается на подающий нож *1*, а через шестерни *12* и *13* — на транспортные ролики *10* и *11*.

При движении ползуна *2* влево подающий нож *1* отделяет от массива перфокарт нижнюю перфокарту и подает ее через карточную щель под транспортные ролики *10* и *11*, которые направляют ее под поводки каретки на перфорацию.

Механизм перфорации осуществляет пробивку отверстий на перфокартах в соответствии с вводимой информацией. Он состоит из коробки с двенадцатью пробивными соленоидами (на рисунке показан один соленоид), стольких же рычагов с якорями, матрицы с двенадцатью пуансонами (на рисунке показан один пуансон) и транспортной рамки.

При срабатывании пробивного соленоида *22* якорь опускает рычаг *23*, который приводит в движение пуансон *24*, перемещающийся в прямоугольном пазу матрицы *25*. Матрица *25* состоит из двух пластин,

между которыми в щели перемещается перфокарта. При срабатывании пробивного соленоида *22* (или нескольких соленоидов) пуансон (или несколько пуансонов) пробивает отверстия в перфокарте.

После того как перфокарта отперфорируется, переместившись на 80 колонок, она освобождается из-под поводков, захватывается роликами откладки и выбрасывается в приемный карман. Одновременно происходит возврат каретки на первую колонку. Центробежный тормоз *15* служит для выравнивания скорости движения каретки при многократном и полном пропуске.

Механизм транспорта осуществляет перемещение карт по колонкам. Он кинематически связан с механизмом перфорации. Перемещением перфокарты управляют транспортные собачки: пропускная *33*, тормозная *29*.

В исходном положении пропускная собачка *33* находится в зацеплении с рейкой *9* и не дает ей перемещаться. Тормозная собачка *29* выведена из зацепления.

При срабатывании пробивного соленоида и перемещении рычага *23* регулировочный винт *26* нажимает на транспортную рамку *27*, заставляя ее опускаться; кулачок *28* поворачивается, воздействуя на пропускную *33* и тормозную *29* собачки и рычаг *24*. Первая выходит из зацепления с рейкой *9*, а вторая вводится с ней в зацепление. Переключение осуществляется до того, как пуансон *24* начнет воздействовать на перфокарту. Тормозная собачка *29* обеспечивает более точное положение каретки с картой, а следовательно, и более точное расположение пробивок на перфокарте.

При выходе пропускной собачки *33* из зацепления рейка *9* под действием пружины перемещается вправо и пропускная собачка *33* встает над следующим зубом рейки *9*. Когда пробивной соленоид *22* обесточивается и его якорь поднимается, транспортная рамка *27* с кулачком *28* и рычагом приходит в исходное положение. Тормозная собачка *29* выводится из зацепления, а пропускная собачка *33* вводится в зацепление с рейкой *9*.

Механизм многократного пропуска служит для продвижения карты на нужное число колонок без перфорации. При необходимости пропуска срабатывает электромагнит *30*. Движение его якоря через систему рычагов *31*, *32*, *35* приподнимает пропускную собачку *33*. Тормозная собачка *29* также расцеплена и каретка под действием пружины перемещается влево. Механизм перфорации отключен. На рейке *9* укреплен жестко кронштейн с двумя ограничителями *36*, *41*. Во время перемещения рейки *9* ограничитель *36* движется вдоль гребенки «конца пропуска» *38*. В пазы гребенки *38* вставляются упоры *37* в местах, соответствующих колонкам, на которых каретка должна остановиться.

В исходном положении гребенка *38* отведена назад и при движении рейки *9* ограничитель *36* не задевает за упоры *37*. При замыкании же контактной группы *42* срабатывает соленоид *43* и гребенки *38* под действием рычагов *44* и *45* перемещаются в переднее положение. После этого упор *36*, сцепляясь с упором *37*, сдвигает гребенки «конца пропуска» *38* влево. Рычаг *39* нажимает на защелку *40*, освобождая рычаг

35. Рычаг *39* и пропускная собачка *33* возвращаются в исходное положение и каретка останавливается. Соленоид *43* обесточивается и гребенки «конца пропуска» возвращаются в исходное положение.

Подсчет количества отперфорированных перфокарт производится механическим счетчиком. При выбросе отперфорированной карты в приемный карман замыкается механический контакт и срабатывает специальный соленоид. При каждом срабатывании соленоида при перемещении его сердечника в счетчик записывается единица.

Для ввода информации перфоратор ПА80-2 имеет две клавиатуры: цифровую и алфавитно-цифровую. Конструктивно обе клавиатуры оформлены в виде самостоятельных узлов, электрически связанных с остальными блоками посредством кабеля и штеккерных разъемов.

Алфавитно-цифровая клавиатура *1* перфоратора ПА80-2 (см. рис. 6.8) имеет 32 клавиши русского алфавита, 10 цифровых клавиш, из которых 6 (с цифрами 4÷9) совмещены со знаками №, ◇, «, », «·», «*», %, клавишу «—» и 6 клавиш управления.

Клавиши управления имеют следующие обозначения и назначение:

«МП» (многократный пропуск) — пропуск перфокарты без перфорации на любое число колонок;

«ОП» (однократный пропуск) — пропуск перфокарты без перфорации на одну колонку;

«П» (пуск) — подача новой перфокарты после окончания перфорации предыдущей перфокарты при выключенном выключателе автопуска (при нажатии на эту клавишу происходит завод каретки и откладка отперфорированной перфокарты);

«В» (выброс) — выброс перфокарты с любой колонки без дальнейшей перфорации в приемный карман и подача очередной карты на перфорацию;

две клавиши верхнего регистра (без обозначения), которые расположены справа и слева относительно удлиненной (темной) клавиши однократного пропуска.

Для удобства перфорации только цифровой информации можно пользоваться цифровой клавиатурой *2* (см. рис. 6.8). Цифровая клавиатура перфоратора ПА80-2 имеет десять цифровых клавиш, две клавиши надсечек позиций *11* и *12* и четыре клавиши управления: «МП», «ОП», «П», «В».

Управление режимами работы перфоратора осуществляется с помощью десяти тумблеров, установленных на панели управления *3* (см. рис. 6.8). Над тумблерами имеются надписи, указывающие их назначение:

«*Питание*» — включение электрического питания;

«*Автопуск*» — включение автоматической подачи перфокарты под пробивное устройство и откладки в магазин отперфорированной карты;

«*Многократный пропуск*» — включение механизма многократного пропуска нескольких колонок без перфорации. С его помощью можно временно отключить механизм многократного пропуска, не изменяя его настройки;

«*Автоматическая перфорация*» — включение автоматической перфорации постоянных признаков из запоминающего устройства;

«Включение регистра» — включение регистра запоминающего устройства и временное отключение любого из регистров для перфорации других данных;

Запись в регистр» — включение записи и гашения информации в запоминающем устройстве. При установке одного из тумблеров в положение *«Включено»* в данном регистре производится гашение предыдущей информации и появляется возможность записи в него новой информации.

Запоминающее устройство состоит из трех релейных регистров, линейного коммутатора и коммутационной доски.

Регистры служат для хранения постоянных признаков (букв, цифр, сигналов однократного и многократного пропуска). Каждый регистр имеет десять разрядов, что дает возможность хранить и перфорировать тридцать знаков постоянных признаков. Каждый разряд регистра в свою очередь выполнен из 12 реле (по числу строк). Запись признаков в регистр производится последовательно, начиная с первого. Гашение и запись информации в каждом регистре могут производиться независимо одно от другого.

Линейный коммутатор предназначен для подключения соответствующих разрядов запоминающих регистров. Он состоит из изоляционной колодки с 80-контактными ламелями и ползуна с трехконтактными пружинами, соединенного с кареткой. Каждая контактная ламель соответствует колонке перфокарты.

Коммутационная доска предназначена для коммутации заданных колонок с соответствующими регистрами запоминающего устройства. На ней имеется шесть горизонтальных рядов отверстий. Каждое отверстие первого, второго, пятого и шестого рядов, соответствующих колонкам перфокарты, имеет двойную нумерацию. Номер над отверстием определяет колонку при настройке машины на работу без сдвигателя. Номер, расположенный слева от отверстий, определяет колонку при настройке машины с включенным сдвигателем. В третьем и четвертом рядах расположены три группы по десять отверстий для каждого регистра. Номера отверстий соответствуют разрядам регистра.

В отверстия вставляются коммутационные шнуры, соединяющие разряды регистров с гнездами колонок перфокарты, в которых будут перфорироваться постоянные признаки, хранимые в запоминающем устройстве.

В ранних выпусках перфораторов ПА80-2 имеется устройство задержки и соответственно на клавиатуре — три дополнительные клавиши управления.

Устройство задержки (сдвигатель) предназначено для задержки перфорации и имеет шесть разрядов по 12 реле в каждом. Разряды этого устройства соединены в кольцевую схему. В устройстве задержки одновременно работают три разряда. Например, если в пятый разряд производится запись очередного символа, то ранее произведенная запись в шестом разряде погасится и при этом произойдет перфорация символа, записанного в первый разряд. В следующем такте с клавиатуры будет подан очередной символ в шестой разряд сдвигателя и одновременно производится перфорация от второго разряда устройства,

при этом первый разряд будет погашен, т. е. оно осуществляет задержку перфорации по отношению к набору на четыре такта. Это дает возможность при ошибке в наборе символа на клавиатуре заблаговременно погасить последние символы набора, хранящиеся в устройстве задержки. При этом одноперiодный перфоратор работает как бы в двухпериодном режиме.

В начале обработки при наборе первых четырех символов они не перфорируются. Первый символ будет перфорироваться только при наборе пятого символа, второй — при наборе шестого символа и т. д. Если оператор во время набора заметил, что допустил ошибку, то нажатием клавиши однократного гашения «ОГ» он может погасить последний знак набора. Если ошибка будет обнаружена с задержкой на два или три такта, то необходимо нажать клавишу однократного гашения «ОГ» соответственно два или три раза и после этого выполнить правильный набор. Для гашения четырех последних знаков набора предназначается клавиша «ПГ» полного гашения, а для перфорации четырех последних из сдвигателя — клавиша «С» (сдвигатель).

Перфоратор П80-6. Перфоратор П80-6 предназначен для пробивки на 80-колонной перфокарте только цифровых данных в соответствии с первичным документом и автоматической пробивки перфокарт с карты-шаблона путем дублирования. На перфораторе П80-6 можно производить перфорацию вручную по всем 80 колонкам; пропуск перфокарт без перфорации на одну или несколько колонок; полный пропуск перфокарт без перфорации с любой колонки.

Для дублирования перфокарт с карты-шаблона в перфораторе имеется дублирующее устройство. Перфокарта-шаблон, заложенная в это устройство, перемещается синхронно с набиваемой перфокартой. Пробивки карты-шаблона управляют пробивными соленоидами устройства перфорации.

Перфоратор П80-6 является более простым по сравнению с перфоратором ПА80-2. Он разрабатывался на базе цифровых перфораторов П80-5 и П80-6. Часть механизмов у цифровых и алфавитно-цифровых перфораторов принципиально не отличаются друг от друга. Это относится к механизмам подачи, отладки, перфорации и электропривода. При конструировании перфоратора ПА80-2 значительной переработке подверглись механизмы транспорта и многократного пропуска. В цифровом перфораторе П80-6 отсутствуют алфавитная клавиатура, линейный коммутатор, релейное запоминающее устройство.

Клавиатура перфоратора выполнена в виде конструктивно самостоятельного блока. Электрическая связь контактов клавиатуры с машиной осуществляется с помощью двух штекерных разъемов. На клавиатуре имеется десять цифровых клавиш (*0* ÷ *9*), две клавиши надсечек позиций *11* и *12* и три клавиши управления. Назначение клавиш управления следующее:

«*Пуск*» — заводит каретку в крайнее правое положение, если выключатель автопуска выключен;

«*Полный пропуск*» — включает механизм полного пропуска карты с любой колонки без перфорации (этой клавишей пользуются в слу-

чаях, если требуется неполная пробивка карты или при наборе обнаружена ошибка).

У перфоратора имеется также панель с выключателями: «*Питание*», «*Автопуск*», «*Многократный пропуск*» и «*Надсечка*». Первые три выключателя имеют то же назначение, что и у перфоратора ПА80-2. Выключатель «*Надсечка*» предназначен для выполнения двух пробивок в одной колонке, что происходит следующим образом: включается выключатель «*Надсечка*», а затем последовательно нажимаются клавиша

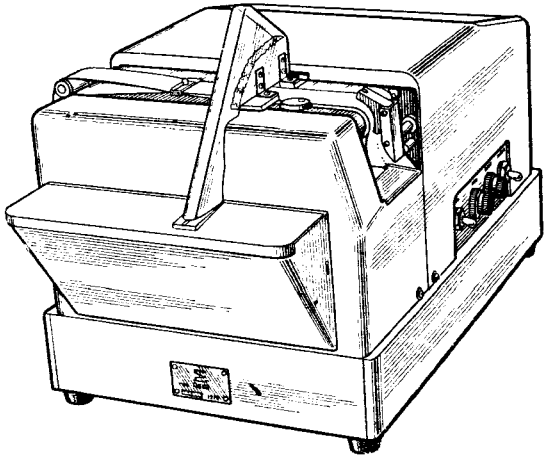


Рис. 6.10. Внешний вид ленточного перфоратора ПЛ-80

позиций *11* или *12* и одна из цифровых клавиш. При выключенном выключателе после пробивки отверстия в позиции *11* или *12* карта смещается на следующую колонку.

В рассмотренных типах перфораторов, в частности в перфораторе ПА80-2, визуальный контроль набитой информации весьма затруднителен. С целью облегчения этого и приготовления одновременно машинописного текста уже в машинах второго поколения карточный перфоратор стали использовать совместно с пишущей машинкой. Такой комплект получил название *устройства подготовки данных на перфокартах* (УПДК).

Перфораторы ленточные. *Перфораторы ленточные* — устройства, предназначенные для записи информации на перфоленту. В конструктивном отношении они несколько проще карточных. Это объясняется тем, что механизмы перемещения ленты проще механизмов перемещения карты.

Рассмотрим работу ленточного перфоратора на примере перфоратора ПЛ-80, предназначенного для регистрации информации на бумажную ленту шириной 17,4 и 25,4 мм. Перфорация производится в пяти- и восьмиразрядном коде. Форма, размеры и расположение отверстий на ленте соответствуют ГОСТ 10860—68. Перфоратор выполнен в виде настольного прибора (рис. 6.10) без клавиатуры.

Основными механизмами и блоками перфоратора являются: механизмы пробивной и ударный; узлы набора кодов и транспортировки; бесконтактный датчик положений (синхронизатор); электропривод; узел размотки ленты; механизм обрыва ленты; механизм чрезмерного натяжения ленты и узел отвода отходов перфорации.

При включении электродвигателя *1* (рис. 6.11, *а*), через шкивы *2*, *4* и ремень *3* передается вращение эксцентриковому валу *5*, который приводит в движение механизмы перфоратора. На эксцентриковом валу жестко установлен диск синхронизатора *16* с выступом. В момент прохождения выступа под сердечниками катушек датчика *8* (*ДП-1*, *ДП-2*, *ДП-3*) в них индуктируются импульсы напряжения, являющиеся выходными сигналами перфоратора и передаваемые во внешние цепи: сигнал от *ДП-3* означает «*Начало цикла*», от *ДП-1* — «*Готовность*» или «*Заправка ленты*»; от *ДП-2* — «*Прием кода*».

По сигналу «*Прием кода*» подаются сигналы на кодовые соленоиды и соленоид транспортной дорожки. По сигналу «*Готовность*» заканчивается подача сигналов на кодовые соленоиды и соленоид транспортной дорожки и подается сигнал «*Транспортировка ленты*» на электромагнит транспортировки ленты. В режиме «*Заправка ленты*» формируются только сигналы транспортировки ленты и сигналы на пробивку транспортного отверстия.

Перфоратор работает в режимах перфорирования ленты и холостого хода.

В режиме перфорирования ленты по сигналу «*Прием кода*» на кодовые соленоиды *10* подаются сигналы на перфорирование ленты (эти сигналы соответствуют пяти- или восьмиразрядным кодовым комбинациям). Соответствующие соленоиды срабатывают (на рисунке показана кинематическая схема для одного соленоида) и, преодолевая усилия пружин *11*, притягивают каждый свой якорь *12*. При этом поворачивается рычаг *14* и толкатель *15*, преодолевая усилие пружины *8*, оказывается под пуансоном *13*. Последний при вращении эксцентрикового вала *5* через шатун *6* и толкатель *15* получает перемещение вверх и пробивает ленту, находящуюся в матрице *9*. После этого пуансоны под воздействием рамки *7* возвращаются в исходное положение. Затем лента под воздействием сигнала «*Транспортировка ленты*», поступающего на транспортный соленоид *10* (рис. 6.11, *б*), перемещается на один шаг. При срабатывании соленоида шатун *6*, получая движение от электродвигателя *1* через шкивы *2*, *4* и ремень *3* и эксцентриковый вал *5*, движется вверх и через собачку *11* прижимает якорь *8* вплотную к сердечнику соленоида *10*. В дальнейшем якорь *8*, преодолевая усилие пружины *9*, удерживается в этом состоянии электромагнитной силой соленоида.

При движении шатуна *6* вниз на собачку действует только усилие пружины *7*. В результате этого собачка в нижнем положении шатуна заскочит за следующий зуб храпового колеса *12* и при движении шатуна вверх повернет его на один зуб, а барабан транспорта *13* переместит ленту на один шаг.

В режиме холостого хода перфорирования ленты не происходит.

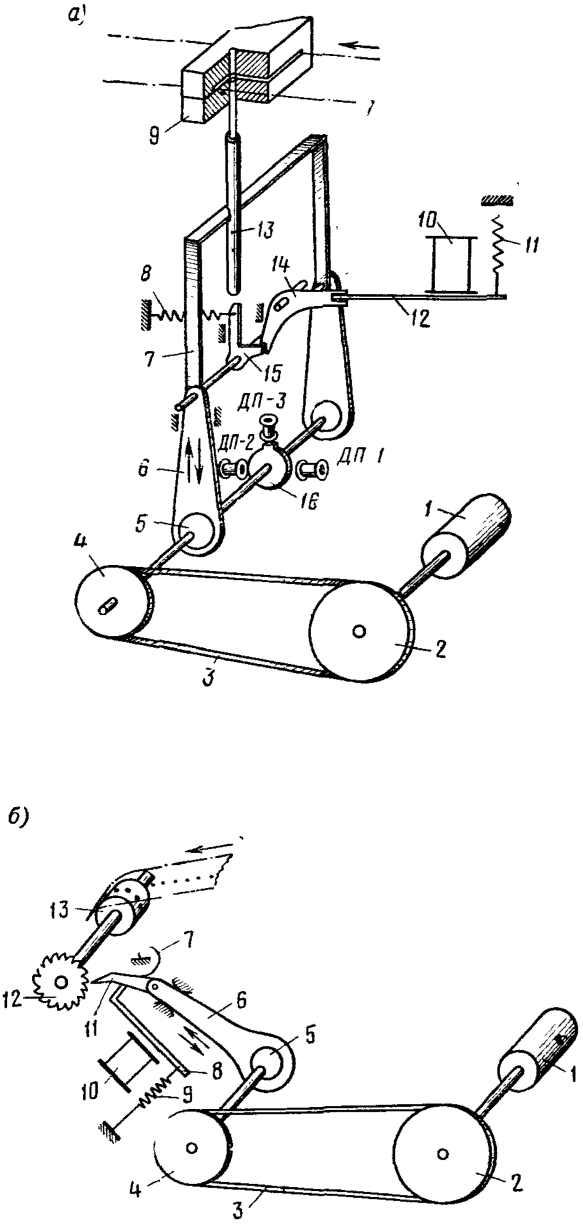


Рис. 6.11. Кинематические схемы механизмов перфорации (*а*) и транспорта (*б*) перфоратора ПЛ-80

Иное конструктивное решение применено в перфораторе «Перфомом-35», предназначенном для приготовления перфолент и карт с краевой перфорацией в пяти-, шести-, семи- и восьмиразрядном кодах. Предельная скорость перфорирования 33 строки/с.

В состав этого перфоратора входят следующие основные механизмы и блоки: перфорирующий механизм; лентопротяжный механизм, датчик сигналов состояния; датчики конца (обрыва) ленты; датчик начала карты; система отсоса конфетти; органы управления.

Упрощенная схема перфорирующего механизма одного разряда приведена на рис. 6.12. При включении двигателя вращение его вала через ременную передачу передается ведущему валу *2*. На ведущем валу жестко укреплен эксцентрик *1*. Под его воздействием рамка *5* совершает возвратно-поступательное движение вверх-вниз. На рамке укреплен ударный рычаг *7*, имеющий ограниченное качательное движение. Если в данном разряде необходимо произвести перфорирование, то в момент начала движения рамки *5* вверх кодовый соленоид *6* срабатывает и притягивает управляющий рычаг *3*, который входит в зацепление с левым концом ударного рычага *7*. Под воздействием рамки *5* правый конец ударного рычага получает перемещение вверх и ударяет по пуансону *8*. Последний пробивает отверстие в ленте.

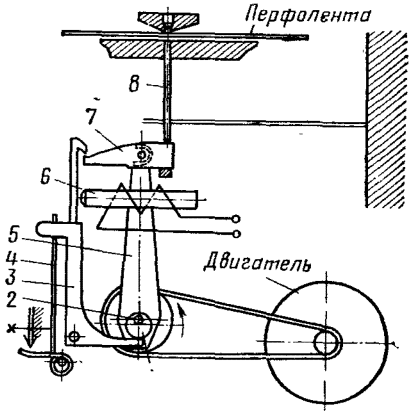


Рис. 6.12. Перфорирующий механизм

По окончании перфорирования под действием датчика сигналов состояния соленоид выключается и управляющий рычаг *3* пружиной *4* возвращается в исходное положение. Пуансон под воздействием пружины также возвращается в исходное положение.

Если при движении рамки *5* вверх кодовый соленоид *6* не получает возбуждения, и управляющий рычаг *3* не входит в зацепление с ударным рычагом *7* и последний, свободно качаясь на оси, не ударяет по пуансону *8*, то пробивки отверстия не происходит.

Лентопротяжный механизм (рис. 6.13) состоит из шагового механизма и закрепленной на его валу звездочки *1*, осуществляющей перемещение ленты. Вал *7* с 26-полюсным якорем *8* могут свободно вращаться в подшипниках, установленных в корпусе *2* шагового механизма. На валу *7* в подшипниках сидит качающийся 26-полюсный ротор, состоящий из цилиндра *5*, внешней вилки *4* и катушки возбуждения *6*. Статор *10* с катушкой возбуждения *9* также имеет 26 полюсов. Под воздействием шатуна *3*, сцепленного с эксцентриком перфорирующего механизма, ротор совершает качательное движение, двойная амплитуда которых за цикл равна одному полюсному шагу. Если ротор в данном цикле движется в том направлении, в котором необходимо повора-

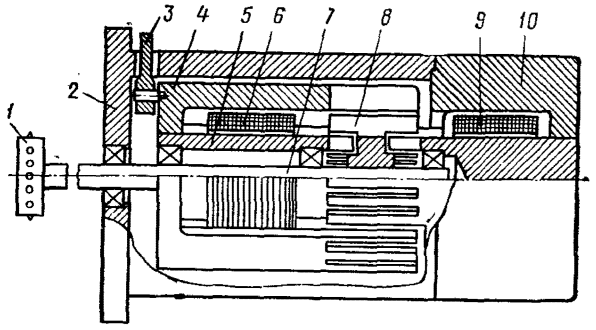


Рис. 6.13. Лентопротяжный механизм

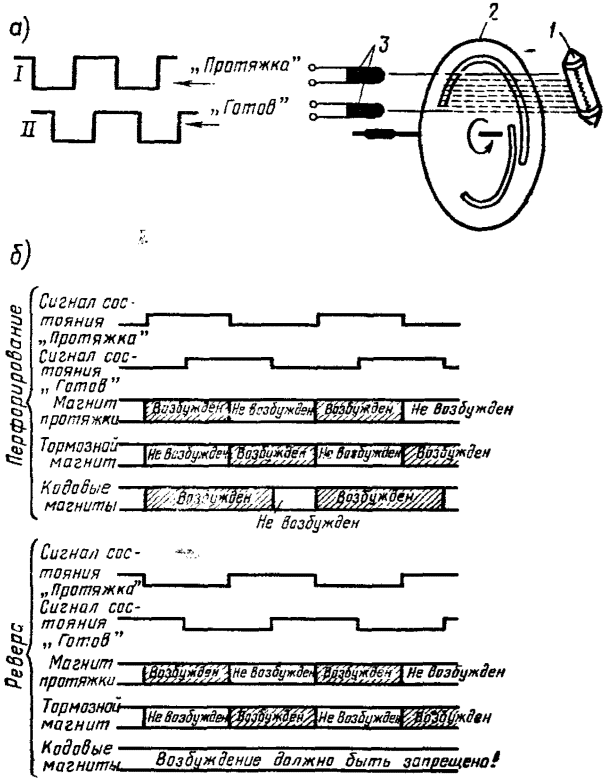


Рис. 6.14. Датчик сигналов (*а*) и временные диаграммы (*б*)

чивать звездочку, а следовательно, и перемещать ленту, то катушка возбуждения *6* создает магнитный поток, который, пронизывая вилку *4* и полюс оси *5*, замыкается через якорь *8*. Тем самым магнитное усилие, воздействуя на якорь *8*, поворачивает вал на один полюсный шаг. При изменении направления движения ротора в данном цикле возбуждение в катушке *6* снимается, но возбуждается неподвижная катушка *9* статора *10*, вследствие этого якорь *8* останавливается и не совершает обратного движения.

Если ленту необходимо перемещать в противоположном направлении, то последовательность возбуждения катушек *6* и *9* изменяется.

Перфорирующий и лентопротяжный механизмы получают движение от одного асинхронного двигателя с однофазным питанием 220 В, 50 Гц. Скорость вращения двигателя 2800 об/мин.

Датчик сигналов (рис. 6.14) выдает сигналы, необходимые для синхронного управления устройством. Он состоит из лампы накаливания *1*, диска *2* с двумя прорезями, посаженного на вал эксцентрика, и двух фоточувствительных элементов *3*. При вращении вала световой поток через прорези диска *2* попадает в соответствующей последовательности на фоточувствительные элементы *3*, на выходе которых образуются две последовательности импульсов *I* и *II*, соответствующие сигналам «*Протяжка*» и «*Готов*». Сигнал состояния «*Протяжка*» определяет продолжительность возбуждения катушек протяжки и торможения лентопротяжного механизма, а сигналы «*Протяжка*» и «*Готов*» определяют продолжительность возбуждения кодовых магнитов перфорирующего механизма.

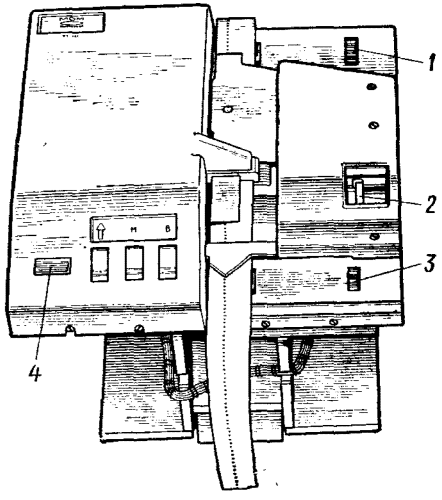


Рис. 6.15. Внешний вид перфоратора

Датчик конца (обрыва) ленты (карты) представляет собой микропереключатель, который при заправленной ленте (карте) замыкается, а при отсутствии размыкается.

Датчик начала ленты (карты) также представляет собой микропереключатель, который находится в замкнутом состоянии до тех пор, пока к нему не подойдет отверстие, сигнализирующее о начале карты. В этот момент микропереключатель размыкается.

Система отсоса конфетти служит для быстрого удаления конфетти, образующихся при перфорировании. Отсос обеспечивается крыльчаткой, которая приводится в действие приводным ремнем перфоратора.

К органам управления перфоратора относят: клавиши со стрелкой, буквой «*М*», буквой «*В*»; три утопленные вращающиеся ручки *1*, *2*, *3* и сигнальную лампочку *4*, показывающую включенное состояние пер-

форатора (рис. 6.15). Клавиша со стрелкой служит для ручного управления реверсом ленты или карты. При нажатии клавиши с буквой «*М*» отверстия пробиваются по всем дорожкам (это контрольный режим «*Сплошная пробивка*»). Клавиша с буквой «*В*» служит для ручного управления протяжкой вперед. При этом на ленте перфорируются только транспортные отверстия, а карта продвигается без пробивки транспортных отверстий. Ручками *1* и *3* устанавливаются боковые направляющие, соответствующие ширине используемой ленты. Ручка *2* имеет цифровую шкалу. С ее помощью можно задавать число обратных шагов в пределах до 25 строк.

Электронный блок управления размещается в отдельном корпусе.

Перфораторы ленточные обычно используют в комплекте устройства подготовки данных или с вычислительной машиной в качестве выводного перфоратора.

§ 6.3. УСТРОЙСТВА СЧИТЫВАНИЯ

Устройства считывания информации с перфокарт и перфолент находят широкое применение в АСУ в устройствах различного назначения: перфораторах; подготовки данных; регистраторах производства; ввода в ЦВМ; передачи и др. С их помощью информация, записанная на перфокартах и перфолентах, преобразуется в определенную последовательность электрических сигналов.

В зависимости от выбранного метода считывания считывающие устройства делят на контактные, пневматические, емкостные и фотоэлектрические.

Контактный метод считывания основан на проникновении контактных элементов в отверстия на перфорационном носителе, в результате чего электрическая цепь замыкается и на выходе блока считывания появляется сигнал. В качестве контактных элементов могут быть использованы щетки, щупы, иглы, штифты. Контактные устройства отличаются простотой конструкции, но вследствие инерционности механических контактов имеют относительно невысокие скорости считывания.

Сущность *пневматического метода считывания* состоит в следующем. Воздушный поток, проходя через отверстия в перфоносителе, взаимодействует с чувствительными элементами, в результате чего на выходе блока считывания возникает сигнал. В качестве чувствительных элементов могут быть использованы: элементы, сопротивление которых зависит от температуры; камеры с диафрагмами, взаимодействующие с микровыключателями; пьезоэлементы.

Блок считывания пневматических считывающих устройств представляет собой систему из соосно расположенных трубок. Носитель информации движется между торцами трубок. При совпадении отверстия носителя с торцами трубок возникает воздушный поток и давление в трубках падает. Перепады давления регистрируются пневматическими датчиками и преобразуются в электрические сигналы.

Достоинствами пневматических считывающих устройств являются

высокая скорость считывания информации, простота конструкции, надежность работы в неблагоприятных условиях эксплуатации.

Емкостный метод считывания основан на изменении емкости конденсаторов блока считывания в момент прохождения отверстий перфоносителя между электродами (изменения емкости преобразуются в электрические сигналы).

Чувствительными элементами в емкостных считывающих устройствах являются микроконденсаторы, обкладки которых расположены по обе стороны носителя, или конденсаторы, образуемые микрообкладками по одну сторону носителя и одной общей обкладкой, расположенной по другую сторону носителя.

Каждый микроконденсатор блока считывания включается в плечо моста, на который подается напряжение переменного тока с частотой в сотни килогерц. Настройка моста осуществляется с помощью переменного конденсатора. К диагонали моста подключается усилитель, настроенный на частоту питающего напряжения. К выходу усилителя подключен детектор, который в момент прохождения отверстия в перфоносителе вырабатывает прямоугольный импульс.

Основными достоинствами емкостных считывающих устройств являются большая скорость считывания информации, простота конструкции, высокая надежность.

Фотоэлектрический метод считывания основан на изменении сопротивления фотоэлемента под действием светового потока. Изменения величины сопротивления фотоэлемента преобразуются в электрические сигналы.

Блок считывания фотоэлектрических считывающих устройств состоит из источника света, оптической системы, фокусирующей световой поток в узкий луч и направляющей его на головку с фотоэлементами, перед которой движется перфоноситель.

Чувствительными элементами в фотоэлектрических считывающих устройствах могут быть фотосопротивления, фотодиоды, фототранзисторы.

В качестве источника света используются различные лампы.

Фотоэлектрические устройства считывания в настоящее время получили наибольшее распространение. К их основным достоинствам следует отнести высокое быстродействие и относительную простоту конструкции.

В устройствах подготовки сбора, контроля, передачи и ввода данных в машины серии ЕС ЭВМ используется фотоэлектрический считывающий блок типа «Ридмом-40», предназначенный для считывания информации с перфолент и перфокарт *3* с краевой перфорацией в пяти-, шести-, семи- и восьмиразрядном коде. Блок каждого разряда включает в себя оптические системы *5* и *2*, лампу *6*, световод *4* и фотоэлемент *1*, предусилитель информационных сигналов *У*, шаговый двигатель со звездочкой *7* и стопорный механизм (рис. 6.16).

Применение шагового двигателя привело к упрощению механизма транспорта, позволив закрепить звездочку, продвигающую ленту, непосредственно на валу шагового двигателя. Торможение двигателя осуществляется стопорным механизмом.

Использование гибких световодов позволило более компактно разместить элементы считывающей системы.

«Ридмом-40» имеет два режима считывания: старт-стопный (построчно) со скоростями в диапазоне 0 ÷ 40 строк/с; непрерывный (по блокам) со скоростью около 150 строк/с. Первый режим является основным, второй предназначен для быстрого отыскивания информации. Лента или карта могут продвигаться в обоих направлениях.

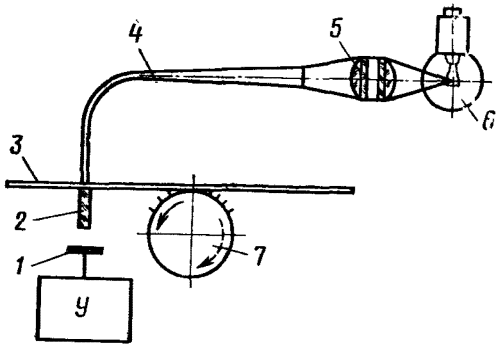


Рис. 6.16. Схема считывающего блока

Поскольку устройства считывания работают совместно с другими устройствами, то к ним предъявляются требования, аналогичные требованиям, предъявляемым к основным устройствам в отношении высокой надежности, простоты конструкции и быстродействия.

Поскольку быстродействие перфораторов относительно невысокое, то и к считывающему блоку, входящему в его состав, не предъявляется высоких требований по быстродействию.

Для считывания информации при вводе в ЦВМ стремятся создавать устройства считывания с повышенным быстродействием.

Высоким быстродействием обладает считывающее устройство типа FS-1501. Оно предназначено в основном для считывания информации с перфолент и ввода в ЦВМ (см. гл. 7).

§ 6.4. ПИШУЩАЯ МАШИНКА

Пишущие машинки находят широкое применение в комплекте вычислительных машин как для подготовки данных, так и для ввода и вывода информации. Они получили такое название ввиду того, что одновременно с выполнением основных функций производят, как и обычные пишущие машинки, печатание информации в виде машинописного текста, внешне они также напоминают их (рис. 6.17).

При использовании пишущей машинки в комплекте устройства подготовки данных или для ввода информации в машину основным назначением ее является выдача кодовых сигналов, соответствующих вводимому символу. В состав пишущей машинки входят (рис. 6.18): клавиатура, состоящая из комплекта клавиш *1*, рычагов *3* с зубцами *12* и возвратных пружин *2*; механизм печати, состоящий из комплекта рычагов *4* с литерами *5*, возвратных пружин *2*, красящей ленты *6*, предназначенной для перехода знака на бумагу *7*, барабана *8*, прижимного ролика *9* и соленоида *10*; шифратор *11*.

Клавиатура (рис. 6.19) состоит из информационных клавиш, предназначенных для ручного познакового набора информации, и служебных клавиш. Число информационных клавиш выбирается так, чтобы

разместить на них все символы, предусмотренные кодом для ввода. Обычно на каждой клавише размещается по два символа. Символы верхнего ряда образуют верхний регистр, нижнего ряда — нижний регистр.

В современных пишущих машинках число клавиш ГОСТ 14289—69 равно 46. Верхний регистр включает в себя цифры, буквы русского алфавита и некоторые знаки. Кодовые комбинации всех этих символов в седьмом разряде имеют код нуля (см. приложение). Нижний регистр

Рис. 6.17. Внешний вид пишущей машинки

включает в себя буквы латинского алфавита и другие знаки. Кодовые комбинации этих символов в седьмом разряде имеют код единицы. Такое разбиение символов по регистрам упрощает кодирование информации. Информационные клавиши располагаются в четыре ряда. Верхний ряд содержит цифры и часть знаков. Другие ряды клавиш содержат буквы и остальные знаки.

Кроме информационных клавиш в клавиатуре имеются служебные клавиши, предназначенные для служебных и вспомогательных операций управления машинкой. Их назначение показано на рисунке. Кроме того, под клавиатурой помещены шесть функциональных кнопок для управления режимами устройств, совместно с которыми используется пишущая машинка.

Информационные клавиши закрепляются на рычагах, каждый из которых имеет выступ и кодовые зубцы *12* (см. рис. 6.18). Кодовые зуб-

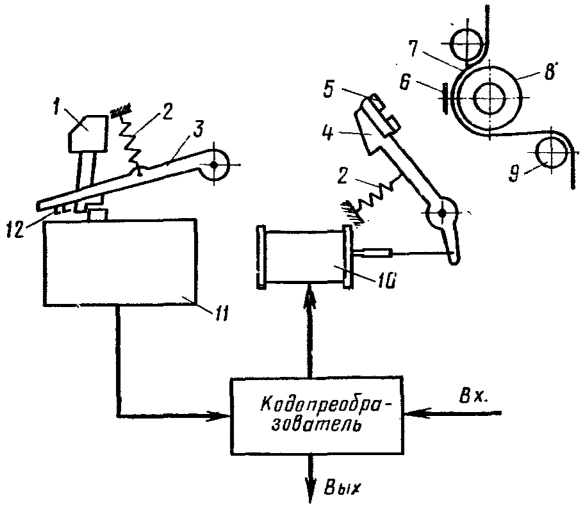


Рис. 6.18. Упрощенная схема пишущей машинки

цы *12* размещаются на рычаге в соответствии с кодом символа так, чтобы при нажатии на клавишу воздействовать на определенное сочетание комбинационных планок и контактную группу, находящихся в шифраторе. С помощью комбинационных планок переключаются контакты контактной группы (рис. 6.20) шифратора, на выходе которого появляется восьмиразрядный параллельный код. Код единицы отображается наличием тока на выходной шине (контакт замкнут), код нуля — отсутствием тока (контакт разомкнут).

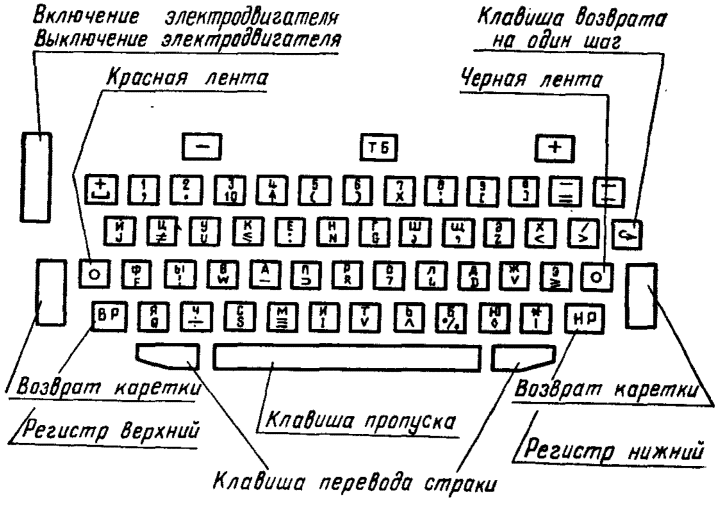


Рис. 6.19. Клавиатура пишущей машинки

Коды единиц на выходных шинах *I* ÷ *VI*, т. е. в первых шести разрядах, образуются в соответствии с первыми шестью разрядами кода символа нажатой клавиши. Для повышения надежности работы нормальное положение контактов — замкнутое. Поэтому при нажатии клавиши в момент выдачи информации на выход в замкнутом положении остается только соответствующая комбинация контактов, другие же размыкаются.

Седьмой разряд предназначен для выделения символов верхнего и нижнего регистров. Управление им осуществляется с помощью спаренных контактов *ВР* и *НР*. При работе на верхнем регистре контакт верхнего регистра *ВР* разъединен, контакт нижнего регистра *НР* соединен. Разъединен также один из контактов K_{81} или K_{82}. Ток на выходной шине *VII* отсутствует, что соответствует коду нуля. При работе на нижнем регистре контакт *НР* разъединен, контакт *ВР* замкнут, замкнут также контакт K_7 и на выходной шине *VII* образуется код единицы.

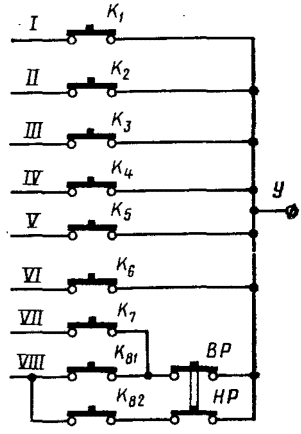


Рис. 6.20. Принципиальная схема контактной группы шифратора

Код единицы в восьмом разряде (на выходной шине *VIII*) при работе на верхнем регистре образуется замыканием контакта K_{82} (контакт K_{81} должен в этом случае разомкнут, чтобы формирование кода восьмого разряда не оказывало влияния на седьмой разряд). Если осуществляется набор символов нижнего регистра, то код единицы в восьмом разряде образуется замыканием контакта K_{81}. Контакт K_7 предназначен для образования кода нуля путем размыкания цепи в комбинациях, имеющихся в обоих положениях регистра. Эти комбинации отображают служебные функции «*Возврат каретки*», «*Красная лента*» и др. (см. рис. 6.19).

Кодовые сигналы с шифратора поступают на кодопреобразователь, который, как правило, находится вне пишущей машинки (он обычно размещается в блоке управления). Кодопреобразователь служит для преобразования кода пишущей машинки в код перфоркарт, перфолент или код, с которым оперирует машина.

Механизм печати предназначается для воспроизведения машинописного текста в соответствии с кодовыми сигналами, поступающими либо от клавиатуры, либо от внешнего источника информации. Конструкция этого блока оказывает существенное влияние на надежность печатания и быстродействие. Если при работе от клавиатуры быстродействие печатания относительно невысокое и определяется в основном квалификацией оператора, то при выводе информации из машины быстродействие получения машинописного текста определяется в основном быстродействием блока печати пишущей машинки. Поэтому конструкторы стремятся повысить быстродействие блока печати.

Наиболее широкое распространение в пишущих машинках получил метод, при котором осуществляется механический контакт литеры печатаемого знака с бумагой через красящую ленту или копировальную бумагу.

Механические печатающие механизмы можно подразделить на рычажные и ротационные. Печатающий механизм рычажного типа изображен на рис. 6.18. Все литеры *5* по одной, две или более (на рисунке их две) в зависимости от числа регистров размещаются на рычагах *4*, каждый из которых приводится в движение с помощью своего соле-

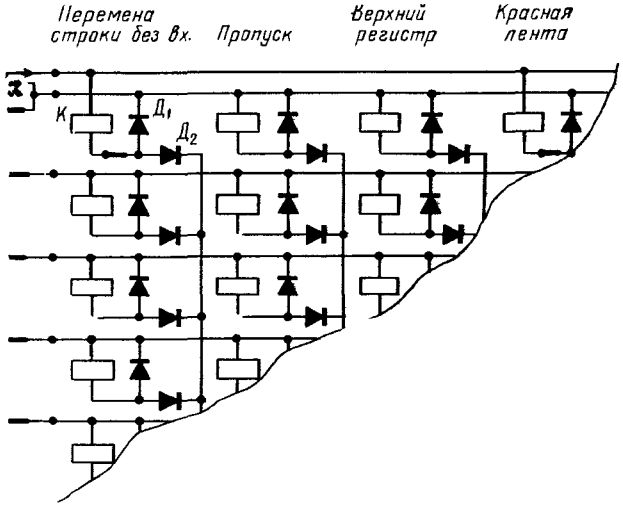


Рис. 6.21. Часть принципиальной схемы управления соленоидами печати

ноида *10*. При поступлении сигнала в соленоид его сердечник притягивается, соединенный с ним рычаг поворачивается и происходит удар литеры по красящей ленте *6*. В результате на бумаге *7* остается оттиск соответствующего знака. Затем бумага вместе с барабаном *8* перемещается на один знак в сторону и печатается следующий символ. Для перехода с одного регистра на другой барабан перемещается в вертикальном направлении. Управление механизмом печати (пропуск, возврат каретки, включение красной или черной красящей ленты и др.) осуществляется с помощью соответствующих датчиков, в качестве которых часто используются также соленоиды.

На рис. 6.21 изображена часть принципиальной схемы управления соленоидами печати пишущей машинки «Консул». Полная схема представляет собой матрицу, состоящую из восьми рядов и восьми столбцов. Верхний ряд объединяет восемь соленоидов, предназначенных для служебных целей, в остальных находятся соленоиды, управляющие 46 печатающими рычагами. Выборка необходимого каждый раз соленоида осуществляется с помощью дешифратора, находящегося вне пишущей машинки. В выбранный соленоид по соответствующим гори-

зонтальной и вертикальной шинам подается мощный токовый импульс. Диоды $Д_2$ предназначены для развязывания соленоидов друг от друга. Диоды $Д_1$, включенные параллельно катушкам соленоидов в непропускающем направлении, служат для ликвидации последствия.

В случае использования рассмотренной машинки в качестве выводного устройства процесс печатания информации осуществляется как бы по разомкнутой цепи, без контроля правильности напечатанных символов. Между выходом ЦВМ и бумагой находится целый ряд устройств (кодопреобразователь, регистр, схема управления соленоидами, соленоиды, рычаги с литерами), появление погрешностей в которых приводит к искажению напечатанного текста. Для выявления погрешностей тракта печати желательно проводить сравнение напечатанной информации с выведенной из машины. Это осуществляют следующим образом.

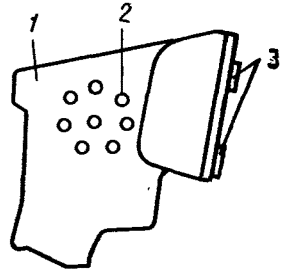


Рис. 6.22. Схема расположения кодовых отверстий на рычаге

В пишущих машинках «Фасит» предложен посимвольный контроль печатаемого текста. Для этого на рычагах *1*, несущих литеры *3*, имеется восемь кодовых отверстнй *2* (рис. 6.22), из которых часть закрыта. При контактировании литеры *3* с бумагой рычаг *1* с одной стороны освещается световым пучком. С другой стороны рычага *1*, напротив каждого из кодовых отверстий *2*, установлены восемь светочувствительных элементов. На каждом рычаге *1* имеется свое сочетание светопропускающих и непропускающих отверстий. Вследствие этого в момент печати светочувствительные элементы будут выдавать кодовую комбинацию сигналов, соответствующую коду печатающего рычага *1*. Эта кодовая комбинация сравнивается с машинной.

Для кодирования всех клавиш (рычагов с литерами) достаточно шестиразрядной двоичной комбинации (2^6), т. е. шести отверстий на рычаге. Седьмое отверстие используется для контроля считываемой комбинации на нечетность путем ее дополнения до нечетного числа единиц. Восьмое центральное отверстие используется для стробирования.

Блок печати рассмотренного механического типа основывается на использовании довольно сложной рычажной системы. В ряде машинок рычажная система, несущая литеры, заменена на шаровую. Литеры располагаются на поверхности шара (рис. 6.23), имеющего две степени свободы (в вертикальной и горизонтальной плоскости).

Печатающий механизм ротационного типа изображен на рис. 6.24. Он состоит из печатающего колеса *1*, по окружности которого расположены литеры печатающего молоточка *4*, возвратной пружины *5* и соленоида *6*. Между печатающим колесом и молоточком заправляются красящая лента *2* и бумага *3*. Печатающее колесо приводится во вращение электродвигателем. При работе связанный с печатающим колесом электромагнитный датчик в момент прохождения очередной литеры под молоточком выдает в схему дешифратора импульс. Общее количество выдаваемых за один оборот колеса импульсов равно количеству размещаемых на нем литер.

В дешифраторе анализируется количество поступивших с датчиков импульсов и в момент, когда под молоточком находится требуемая литера, выдается сигнал на срабатывание соленоида. Молоточек ударяет по бумаге, на которой происходит печать соответствующего символа. За каждый оборот колеса происходит печать одного символа. Количество печатаемых символов, т. е. количество литер на колесе, зависит от используемого кода и достигает 128. Ротационные печатающие механизмы используются в машинах типа АПМ-2М и АПМ-3М.

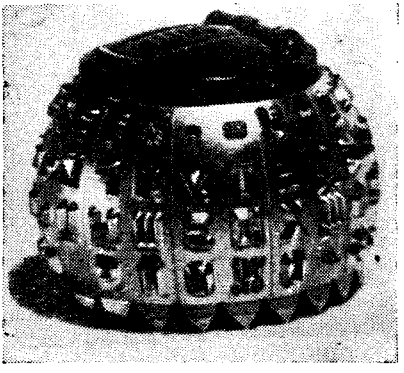


Рис. 6.23. Шаровая печатающая головка

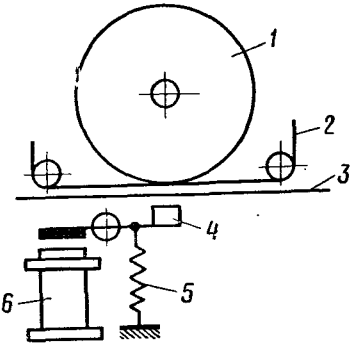


Рис. 6.24. Печатающий механизм ротационного типа

Скорость печати рассмотренных рычажных и ротационных механизмов обычно не превышает 10 знаков/с.

В ротационных печатающих механизмах удается значительно повысить скорость печати. Для этого количество печатающих колес и электромагнитов берется равным числу знаков в строке. За один оборот рабочего вала печатается не один символ, а вся строка. Такое построение печатающих механизмов используется в выходных печатающих устройствах типа АЦПУ-128.

§ 6.5. УСТРОЙСТВА ПОДГОТОВКИ ДАННЫХ

Устройство подготовки данных на перфокартах. Устройство подготовки данных на перфокартах предназначается для нанесения на перфокарты алфавитно-цифровой информации в соответствии с данными первичного документа и одновременным печатанием ее в виде машинописного текста на бумаге. В состав устройства подготовки данных входят: пишущая машинка *ПМ*; перфоратор *П*; блок считывания; конструктивно обособленные пульт управления *ПУ* и шкаф управления, включающий в себя регистр пишущей машинки *РгПМ*, кодопреобразователи *Кпр*, регистр перфорации *РгП*, блок управления соленоидами перфоратора *БУСП*, блок управления соленоидами пишущей машинки *БУСПМ*, пульт инженера *ПИ*, схему управления устройством *СхУ* (рис. 6.25).

Занесение информации на перфокарты осуществляется следующим образом. Оператор посимвольно считывает данные первичного документа и нажимает соответствующие клавиши пишущей машинки *ПМ*. При этом замыкается сигнальный контакт и схемой управления *СхУ* формируются управляющие сигналы: вначале для сигнала перевода регистра пишущей машинки *РгПМ* в исходное состояние, а затем сигнал «*Занесение с ПМ*». Сигнал «*Занесение с ПМ*» разрешает запись числа с шифратора в *РгПМ*. Далее кодовые сигналы поступают на *КПр*. Здесь код пишущей машинки *ПМ* преобразуется в код перфокарт и заносится в 12-разрядный регистр перфорации *РгП*.

Сигналы с *РгП* заводятся на мощные усилители *БУСП* и передаются на управление в перфоратор *П*. Код перфокарт, находящийся в *РгП*, передается также и на *КПр* для преобразования его в код пишущей машинки и заносится в *РгПМ*. Содержимое *РгПМ* с целью контроля правильности перфорируемого символа должно быть отпечатано на бумаге. Для этого сигналы с регистра пишущей машинки *РгПМ* заводятся через дешифратор на блок управления матрицей соленоидов пишущей машинки *БУСПМ* и при поступлении сигнала «*Разрешение печати*» производится печать символа.

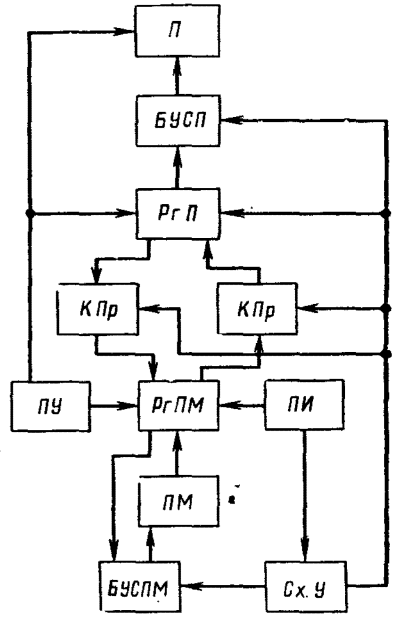


Рис. 6.25. Структурная схема устройства подготовки данных на перфокартах

Этот режим работы устройства называют *режимом перфорации с клавиатурой пишущей машинки без задержки*, так как при нажатии на клавиши на клавиатуре происходят одновременно перфорация перфокарты и печать перфорируемого символа на бумаге. Предусматриваются и другие режимы работы, управление которыми осуществляется с помощью функциональных кнопок пишущей машинки. В комплекте с устройством подготовки данных на перфокартах функциональные кнопки имеют следующие обозначения и назначения.

1. «*Задерж.*» — режим, в котором перфорация происходит с задержкой на один такт после печати. При нажатии очередной клавиши печатается на бумаге ее символ, а перфорируется символ, отпечатанный перед этим. Чтобы отпечатать последний символ в этом режиме, необходимо снять клавишу «*Задерж.*» и нажать любую информационную клавишу на клавиатуре пишущей машинки. В этом режиме замеченная ошибка в наборе может быть исправлена до перфорации символа.

2. «*Набор*» — режим, в котором перфорация осуществляется в том случае, когда необходимого для перфорации символа нет на клавиатуре

пишущей машинки и его кодовую комбинацию приходится составлять из имеющихся путем нажатия на соответствующие клавиши. При этом суммарная кодовая комбинация формируется в регистре перфорации, а при снятии клавиши «*Набор*» происходит перфорация суммарной комбинации (составного символа). Набранные составные символы одновременно печатаются на бумаге в столбик.

3. «*Блок служ. кода*» — режим, используемый при необходимости отперфорировать комбинации, соответствующие служебным функциям пишущей машинки (красный или черный цвет красящей ленты, возврат каретки, перевод строки и др.).

4. «*Дублир.*» (дублирование) — режим, используемый для переноса на перфокарту информации с карты-шаблона, положенной на стол дублирования перфоратора. Если на карте-шаблоне имеются свободные колонки, то в эти колонки на перфорируемой карте можно записать символы с клавиатуры пишущей машинки. Одновременно идет печатание символов на бумаге.

5. Пятая функциональная кнопка не занята.

6. «*Блок. перф.*» (блокировка перфорации) — режим, приводящий к блокировке перфорации.

На пульте управления устройством имеется восемь клавиш: «*Сброс*», «*Гашение*», «*Проп. одн.*», «*Проп. полн.*», «*Питание выкл.*», «*Питание вкл.*», «*Сеть вкл.*», «*Сеть выкл.*».

Клавиша «*Сеть вкл.*» включает, а клавиша «*Сеть выкл.*» выключает напряжение питания сети через магнитный пускатель.

Нажатием клавиши «*Питание вкл.*» включаются, а нажатием клавиши «*Питание выкл.*» выключаются все блоки питания устройства с напряжением, отличным от напряжения питани сети.

Клавиша «*Сброс*» нажимается перед началом работы. Тем самым все регистровые элементы устройства устанавливаются в исходное состояние.

При залипании пуансонов перфоратора срабатывает специальное реле и через определенное время отключается соответствующее питание и загорается сигнальная лампочка «*Защита*». Для включения питания, т. е. гашения лампочки «*Защита*», необходимо нажать клавишу «*Гашение*» и тем самым обесточить специальное реле.

Нажатием клавиши «*Полн. проп.*» производится выброс перфокарты с любой позиции. Нажатием клавиши «*Проп. одн.*» происходит сдвиг перфокарты на одну колонку.

Клавиши «*Полн. проп.*» и «*Одн. проп.*» при нажатии замыкают те же цепи, что и аналогичные кнопки на пульте перфоратора. Но так как в устройстве подготовки данных на перфокартах применяют перфораторы с некоторой доработкой и, в частности, без своих пультов управления, то режим полного пропуска карты и однотактного пропуска карты включаются клавишами «*Полн. проп.*» и «*Одн. проп.*»

Для проверки и наладки работы устройства подготовки данных используется пульт инженера, находящийся внутри шкафа управления. На пульте инженера расположены:

кнопка «*Пуск*», предназначенная для запуска устройства в режимах наладки и проверки;

тумблер «*Автоном*», включаемый в наладочном режиме; при этом разрешается работа с пульта инженера и блокируется клавиатура пишущей машинки;

тумблер «*Блок контроля*», предназначенный для отключения контроля на «*Нечет.*» регистра перфорации;

тумблер «*Счетчик и автомат*», служащий для включения режима, при котором регистр пишущей машинки работает как счетчик;

тумблер «*Набор регистра ПМ*», предназначенный для установки различных кодов при наладочных режимах.

Кроме того, на пульте инженера имеется ряд ламп индикации.

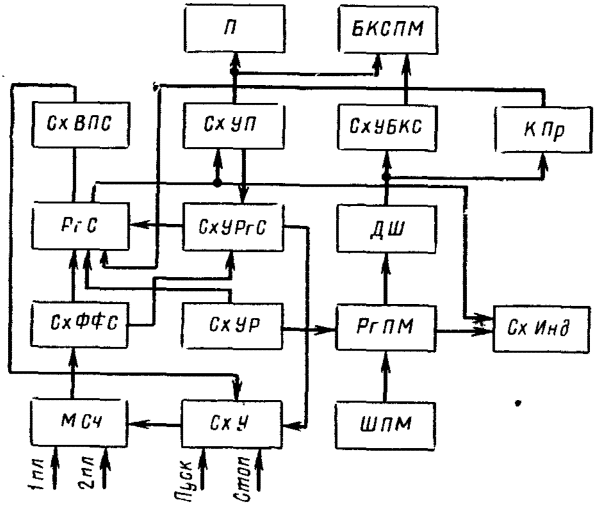


Рис. 6.26. Структурная схема устройства подготовки данных на перфолентах

Устройство подготовки данных на перфолентах. Устройство подготовки данных на перфолентах предназначается для нанесения на перфоленты алфавитно-цифровой информации при одновременном печатании ее в виде машинописного текста на бумаге.

В состав устройства подготовки данных входят перфоратор ленточный *П*, пишущая машинка *ПМ* и шкаф управления с пультом.

Рассмотрим работу устройства подготовки данных на примере работы устройства подготовки данных «Брест-1», структурная схема которого приведена на рис. 6.26. В этом устройстве используются перфоратор ПЛ-80 и пишущая машинка типа «Консул».

В режиме подготовки данных при нажатии клавиши пишущей машинки с ее шифратора *ШПМ* выдается соответствующий код, который поступает в регистр пишущей машинки *РгПМ*. Затем кодовые сигналы подаются на дешифратор управляющих потенциалов *ДШ*. Дешифрации подвергаются первые шесть разрядов, так как седьмой разряд содержит только информацию о регистре, в котором производится печать. Дешифрация трех младших и трех старших разрядов произво-

дится раздельно. С выхода *ДШ* информация поступает на кодопреобразователь *КПр* и в схему управления блоком кодовых соленоидов пишущей машинки *СХУБК*. При этом соответствующие соленоиды срабатывают и на бумаге печатается символ нажатой клавиши.

С приходом импульса «*Опрос Кпр*» (опрос кодопреобразователя) информация с *КПр* подается в регистр символа *РгС*, который управляется схемой управления *СхУРгС*. При следующем нажатии клавиши пишущей машинки цикл повторяется, но перфорируется символ, занесенный в *РгС* в предыдущем цикле. Для перфорации символа кодовые сигналы *РгС* поступают в схему управления перфоратором *СхУП* и приводятся в действие пуансоны перфоратора *П*. После окончания перфорации производится опрос кодопреобразователя *КПр* и в регистр символа *РгС* записывается новый код. С *РгС* информация поступает также на схему индикации *СхИнд*.

В устройстве подготовки данных предусматриваются и другие режимы работы: сравнения; реперфорации; сравнения с реперфорацией; сравнении с клавиатурой; распечатки; сравнения с распечаткой.

В режиме сравнения осуществляется сравнение информации, записанной на двух перфолентах. Для этого с помощью механизма считывания *МСч* и схемы формирования фотодиодных сигналов *СхФФС* в *РгС* записывается код символа с первой перфоленты *1пл*. Затем в *РгС* поступает код символа той же строки со второй перфоленты *2пл*. Если эти коды совпадают, то *РгС* возвращается в исходное нулевое состояние. При несовпадении кодов схема выработки признака совпадения *СхВПС* через схему управления пуском и остановом *СхУ* вырабатывает сигнал, под воздействием которого происходит останов *МСч* и включаются световая и звуковая индикации.

В режиме реперфорации осуществляется подготовка ленты дубликата, которая заправляется в *П*. Информация с ленты оригинала считывается в *МСч* и через *СхФФС* поступает в *РгС*. Оттуда по команде информация через схему управления перфоратором *СхУП* подается на блок кодовых соленоидов и соленоид транспортной дорожки. Происходит перфорация одной строки. Лента дубликата продвигается на один шаг, регистр символа возвращается в исходное состояние и готов к приему новой кодовой комбинации.

Режим сравнения в реперфорацией позволяет сравнивать информацию, считываемую с двух лент дубликатов, и в случае ее совпадения перфорировать третью. Этот режим как бы объединяет два предыдущих режима.

В режиме сравнения с клавиатурой осуществляется контроль правильности подготовленной перфоленты путем повторного набора информации на клавиатуре пишущей машинки. Для этого код символа, считываемый с перфоленты, сравнивается в *РгС* с кодом символа нажатой клавиши. В случае их совпадения схема выработки признака совпадения *СхВПС* выдает сигнал, по которому производятся повторная запись информации с перфоленты в *РгС* и ее перфорация на ленте-дубликате.

В режиме распечатки осуществляется считывание информации с перфоленты и ее печатание при помощи пишущей машинки на бу-

маге. При этом в случае необходимости одновременно может приготавливаться на перфораторе лента-дубликат. Управление этим режимом осуществляется с помощью схемы управления распечаткой *СхУР*.

Режим сравнения с распечаткой позволяет сравнивать информации, записанные на двух лентах-дубликатах, и в случае их совпадения — печатать на бумаге. Этот режим объединяет в себе режимы сравнения и распечатки.

Включение рассмотренных режимов осуществляется с помощью шести функциональных кнопок пишущей машинки.

На рабочем столе рядом с пишущей машинкой размещается пульт оператора, а на верхней панели шкафа управления — пульт управления, предназначенные для работы оператора и управления устройством подготовки данных.

§ 6.6. АВТОМАТИЗАЦИЯ ПОДГОТОВКИ МАШИННЫХ ДОКУМЕНТОВ

Процесс подготовки перфокарт и перфолент, как уже отмечалось, достаточно трудоемок и сопровождается появлением значительного количества ошибок. Поэтому естественно стремление конструкторов автоматизировать его. Это может быть достигнуто за счет использования читающих автоматов и специальных документов, совмещающих в себе функции служебного и машинного документов.

С помощью читающих автоматов производится автоматическое считывание информации с документа и преобразование ее в вид, удобный для непосредственного ввода в ЦВМ. В этом случае к документу можно не предъявлять особых требований по оформлению и не накладывать ограничения к используемым шрифтам. Такие автоматические считывающие устройства громоздки и не получили широкого распространения. Но работы по их усовершенствованию ведутся.

Использование специальных документов, совмещающих в себе функции служебного и машинного документов, несколько усложняет сам документ, но значительно упрощает считывание с него информации и подготовку машинного документа. К числу таких совмещенных документов можно отнести дуаль-карту и формализованный документ для устройства типа «Бланк» и др.

Дуаль-карта, так же как и перфокарта, изготовляется из тонкого плотного листа картона и имеет те же геометрические размеры и допуски на них. На такой карте может быть типографским способом нанесена любая форма для ручного заполнения (на рис. 6.27 показана часть дуаль-карты). Однако отметки о наличии того или иного признака должны выполняться мягким карандашом и иметь определенные форму и размеры. Контуры карандашной отметки наносятся на дуаль-карту вместе с формой документа. Графическая отметка занимает поле, равное трем колонкам 80-колонной карты, и выражает собой один цифровой разряд в кодовой комбинации. Всего на дуаль-карте может быть размещено не более 27 цифр.

Заполненные дуаль-карты обрабатываются считывающим перфоратором и в соответствии с каждой графической отметкой на них про-

биваются отверстия. Рассмотрим работу считывающего перфоратора на примере перфоратора ІС-80.

Карты стопкой укладываются в магазин подающего механизма *МПМ* (рис. 6.28). С началом работы перфоратора нижняя карта отсекается подающими ножами *1* от общего массива и направляется через карточную щель к первой паре непрерывно вращающихся транспортных роликов *2*, захватывается ими и попадает на прерывисто вращающиеся ролики *5*. Получая прерывисто-поступательное движение, карта проходит через щеточный блок считывания графических отметок *6* и пробивное устройство *ПУ*.

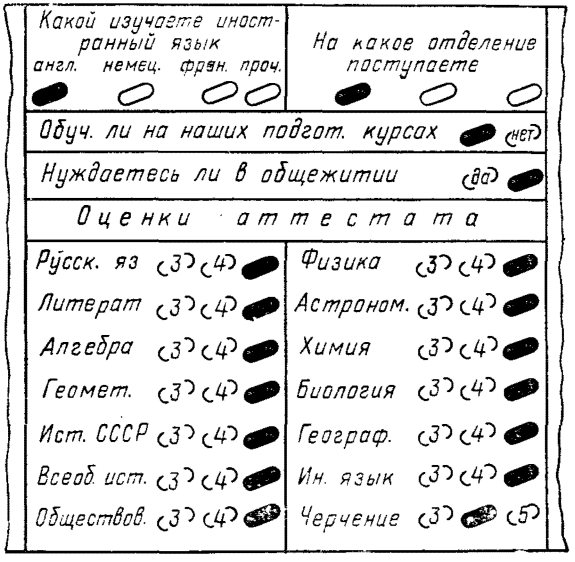


Рис. 6.27. Часть дуаль-карты

Для восприятия каждой графической отметки в блоке имеется по три щетки (всего таких тройных щеток 27). К двум крайним щеткам подводится положительный потенциал +110 В (рис. 6.29). Средняя щетка соединена с сеточным сопротивлением своего тиратрона. При движении карты графические токопроводящие отметки *ТО* попадают на щетки и образуется цепь делителя напряжения: потенциал +110 В, крайние щетки, сопротивление графической отметки (десятки или сотни килоом), средняя щетка, сопротивление 750 кОм, потенциал 40 В. На сетку тиратрона попадает высокий отпирающий потенциал. В результате срабатывает включенный в анодную цепь через коммутационные контакты *КК* соленоид *ПС* пробивного устройства.

Пробивное устройство *ПУ* (см. рис. 6.28) состоит из ударной планки *11*, матрицы *7* и пуансонов *4* с собачками *3*, которые тягами *10* связаны с пробивными соленоидами *ПС*. При срабатывании соленоида тягой *10* собачка *3* подводится выступом под ударную планку *11*, ко-

торая совершает возвратно-поступательное движение. Планка *11* ударяет по собачке *3*, и связанный с ней пуансон пробивает отверстие в карте.

Всего имеется 80 пробивных соленоидов (по числу позиций карт), каждый из которых через контакты коммутационной доски может быть

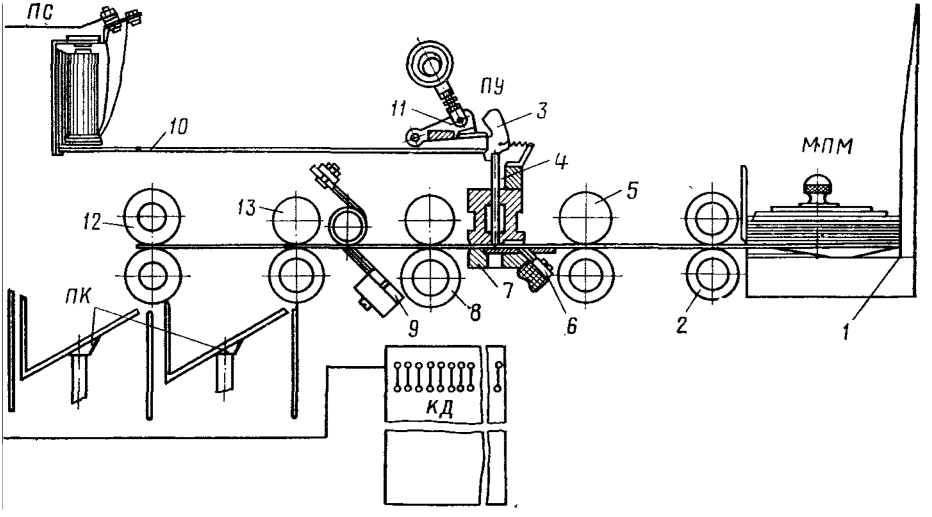


Рис. 6.28. Схема перемещения дуаль-карты в перфораторе

соединен с любым из 27 тиратронов. Таким образом, данные, нанесенные в виде 27 графических отметок, можно отперфорировать в любых 27 колонках 80-колонной карты.

После перфорации карта проходит воспринимающий блок *9* сортировального механизма, расположенный между парами транспортных роликов *8* и *13*. При срабатывании соленоида сортировального механизма рычаг его освобождается и ставится в положение, при котором карта направляется в первый приемный карман *ПК*. При несрабатывании карта, минуя первый карман *ПК*, транспортируется к паре транспортных роликов *12* и попадает во второй *ПК*.

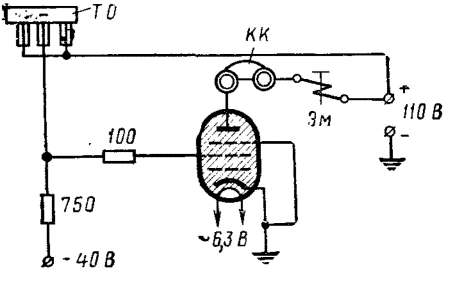


Рис. 6.29. Схема включения щеток

Перфоратор ПС-80 может производить также контроль считывания графических отметок, набивку по картам-шаблонам, перфорацию итогов. Настройка перфоратора на тот или иной вид работы осуществляется с помощью выключателей панели управления и соответствующей коммутацией на коммутационной доске *КД*. Производи-

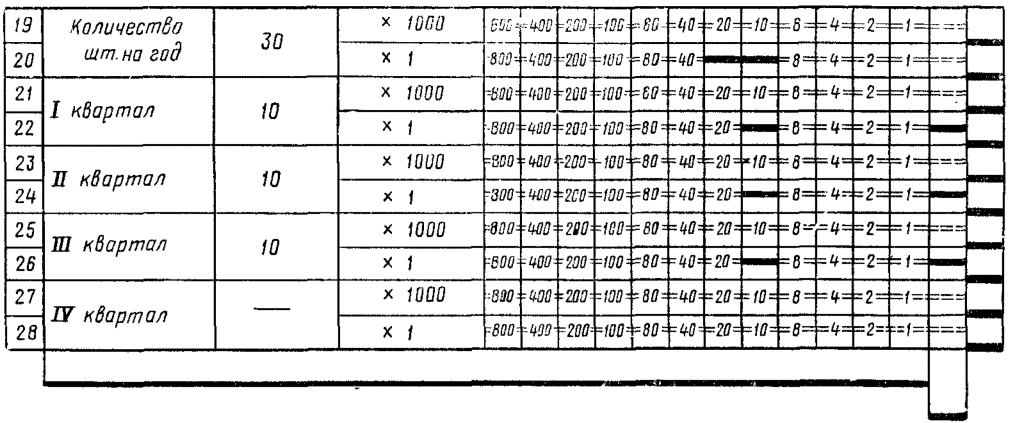


Рис. 6.30. Часть формализованного документа

тельность перфоратора 100—120 карт/мин, емкость магазина механизма подачи 700 карт.

Устройство типа «Бланк» предназначается для считывания информации с формализованных документов и ее ввода в ЦВМ. Формализованный документ печатается на белой бумаге формата 210×297 мм. На нем может располагаться до 984 позиций (по ширине до 24, по длине до 41). В каждой из позиций могут быть записаны цифры, буквы или даже целое понятие. Для автоматического их считывания в позициях черным карандашом марок М и ТМ делают метки в виде черточек толщиной не менее 1—1,5 мм. Поле для реквизитов может иметь любую удобную для делового документа конфигурацию.

На рис. 6.30 показана часть документа, на котором записана потребность в штатах на один год и поквартально. Общая потребность в штатах равна 30. Для автоматического считывания этого числа сделана метка в графе чисел 20 и 10. Поквартальная потребность 10 человек отмечена метками числа 10. Каждая строка имеет две служебные позиции, одна из них для синхронизации (последняя колонка меток), другая — для контроля по четности (предпоследняя колонка). Скорость считывания информации в устройстве «Бланк» составляет 250 документов/мин; емкость подающего кармана — 700 бланков.

§ 6.7. ТЕЛЕГРАФНЫЕ АППАРАТЫ

Телеграфные аппараты (телетайпы) предназначены для передачи информации в системах связи с документальным ее фиксированием. С развитием информационной и вычислительной техники телеграфные аппараты стали широко использоваться для связи с ЦВМ, а также для подготовки данных на перфолентах. Для этого их оснастили дополнительными приставками для перфорирования и считывания информации с перфолент. Телеграфные аппараты могут быть ленточными и рулонными.

В ленточных телеграфных аппаратах печатание информации осуществляется на узкую бумажную ленту в одну строку, в рулонных — на широкую ленту в виде обычного машинописного текста. Ленточные телеграфные аппараты не получили распространения в вычислительных системах, так как регистрация на ленте удобна для коротких текстов (телеграмм) и неудобна для больших массивов информации. В этом отношении рулонные телеграфные аппараты имеют преимущество. Среди отечественных рулонных аппаратов наибольшее распространение получили аппараты РТА-6 (рис. 6. 31).

Телеграфный аппарат РТА-6. РТА-6 состоит из двух самостоятельных частей (передающей и приемно-печатающей), смонтированных на общей станине и имеющих общий привод и электрическую схему.

Передающая часть предназначается для преобразования передаваемого знака в пятиразрядную кодовую комбинацию международного кода № 2 и последовательной передачи его в линию связи. В приемно-печатающей части осуществляются прием, декодирование кодовых комбинаций, печатание соответствующих символов на бумаге и приготовление перфоленты.

Передающая часть. В состав передающей части входят клавиатурный комбинатор, передатчик, трансмиттер и автоответчик.

Клавиатурный комбинатор объединяет клавиатуру, блок комбинаторных линеек и пусковую скобу с рычагом для пуска передатчика. Клавиатура (рис. 6.32) напоминает клавиатуру пишущей машинки (клавиши расположены в четыре ряда и крепятся на рычагах).

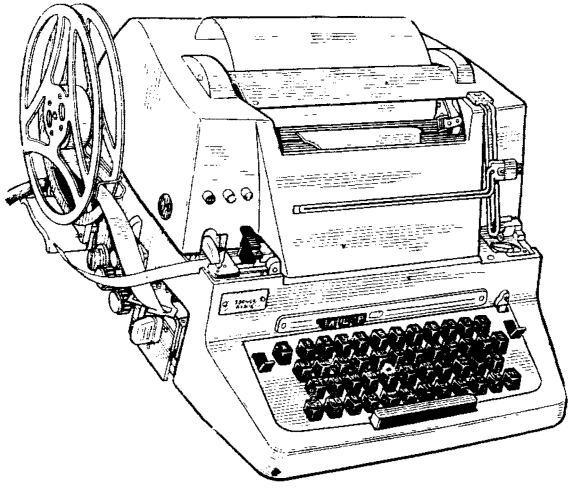


Рис. 6.31. Рулонный телеграфный аппарат РТА-6

Передатчик аппарата РТА-6 одноконтактный, позволяет производить однополюсную или двухполюсную передачу знаков. Его основными частями являются стартстопный, распределительный и контакт-

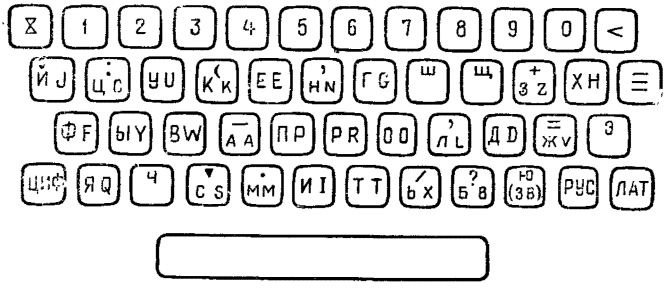


Рис. 6.32 Клавиатура аппарата РТА-6

ный механизмы. Стартстопный механизм обеспечивает запуск и стопирование кулачкового вала передатчика при передаче каждой кодовой комбинации. Распределительный механизм обеспечивает развертывание во времени кодовой комбинации знака и передачи ее в линию. С по-

мощью контактного механизма вырабатываются электрические сигналы передатчика.

Трансмиттер осуществляет автоматическую передачу информации, накопленной на перфоленте. Наборный механизм трансмиттера с помощью перфоленты автоматически создает на промежуточных рычагах передатчика комбинацию передаваемого знака. Набор осуществляется путем ощупывания ленты иголками ощупывающих рычагов, которые воздействуют на контакты, вырабатывающие сигналы в линию. Продвижение ленты для считывания следующего знака выполняется лентопротяжным механизмом. Трансмиттер снабжен также механизмом для маркировки используемой ленты и устройством для автоматической остановки передатчика при окончании работы или обрыве перфоленты.

Автоответчик представляет собой механизм для автоматической передачи краткого сообщения в ответ на получение от противоположного аппарата запроса «*Кто там?*».

Приемно-печатающая часть. Приемно-печатающая часть осуществляет прием и декодирование комбинаций знаков, их отпечатывание на рулонной бумаге и реперфорацию на перфоленте. Она состоит из приемного механизма, функционального декодирующего устройства, блока печати, реперфоратора и автостопа.

Приемный механизм включает в себя приемный электромагнит с якорем и элементами регулировки и наборное устройство со стартстопным механизмом и фазоустановителем. Приемный электромагнит состоит из П-образного сердечника и двух катушек индуктивности. Якорь электромагнита одним плечом своего рычага взаимодействует с элементами наборного устройства, а другим — с самим электромагнитом. Согласование электромагнита с линией осуществляется путем регулировки величины воздушного зазора между якорем и сердечником.

Наборное устройство представляет собой барабан, по окружности которого расположены пять шпилек с селекторными рычагами. На ступице барабана крепится диск с пятью кулачками подвода якоря к электромагниту при приеме посылок постоянного тока принимаемого знака. Стартстопное управление наборным барабаном осуществляется стартстопным механизмом. Приемный механизм кинематически связан с перенаборным механизмом, декодером и функциональным декодером блока печати.

Перенаборный механизм является звеном передачи принятой кодовой комбинации от наборного устройства приемного механизма на декодирующее устройство печати и функциональное декодирующее устройство.

Декодирующее устройство печати устанавливает типовое колесо в положение, соответствующее печати того знака, комбинация которого принята. Отличительной особенностью РТА-6 является наличие специфичного узла печати, работа которого построена по принципу обратной печати. Основной деталью узла печати служит типовое колесо, имеющее форму цилиндра, на поверхности которого в три ряда нанесены литеры (число рядов литер равно числу регистров). Смена

регистров осуществляется перемещением типового колеса вдоль оси вращения относительно ударного молоточка.

Декодирование служебных кодовых комбинаций и выполнение связанных с печатью логических операций осуществляется *функциональным декодирующим устройством*. В его функции входят перевод регистров и строки, возврат кареток, пробел, подача звонка, пуск автоответчика и логический возврат каретки. Процесс приема, декодирования и отпечатывание знака любой кодовой комбинации начинается с поступления в электромагнит пусковой посылки. Вслед за пусковой посылкой в электромагнит начинают поступать кодовые посылки. В моменты, строго согласованные с поступлением посылок, якорь принудительно подводится кулачком к сердечнику электромагнита и либо удерживается им, когда в катушке проходит ток, либо падает при обесточенном электромагните. Отпечатывание знака на бумаге осуществляется путем удара молоточком по красящей ленте.

Реперфоратор выполняет перфорацию кодовых отверстий на стандартной ленте в соответствии с поступающими комбинациями знаков. Он состоит из кулачкового вала с муфтой и отключающим устройством, наборного механизма, перфорирующего и лентопротяжного механизмов.

Кулачковый вал имеет кулачки для приведения в действие различных элементов перфоратора и муфты сцепления, с помощью которой он соединяется со стартстопной системой функционального дешифратора и получает от него непосредственное вращение.

Наборный механизм переносит пространственную механическую комбинацию линеек функционального декодирующего устройства на наборные линейки реперфоратора и состоит из пяти наборных линеек с ощупывающими рычагами.

Перфорирующий механизм рычажного типа поочередно пробивает отверстия на перфоленте. Лентопротяжный механизм реперфоратора аналогичен такому же механизму трансмиттера и служит для равномерного пошагового продвижения перфоленты.

Все элементы приемной и передающей частей аппарата РТА-6 приводятся в действие движущим механизмом, состоящим из электродвигателя и зубчатой передачи.

В настоящее время на сети абонентского телеграфа широкое распространение получили рулонные стартстопные телеграфные аппараты Т-63 (RFT) (рис. 6.33) производства ГДР. Трехрегистровый аппарат Т-63 является модификацией двухрегистрового аппарата Т-51, созданного на базе аппарата СТ-2М. Его клавиатура наряду с буквами русского алфавита снабжена еще и буквами латинского алфавита. Символы кодируются в международном коде № 2. Движущий механизм аппарата состоит из универсального коллекторного электродвигателя постоянно-переменного тока и приводимых им в движение осей передатчика, приемника и печатающего механизма. Необходимая скорость вращения поддерживается электроконтактным регулятором. На оси электродвигателя укреплен червяк, на остальных осях — косозубые текстолитовые шестерни. В передающей части аппарата применена четырехрядная клавиатура, состоящая из 46 ординарных и одной

удлиненной клавиши. Под клавишными рычагами клавиатуры расположены запорная, спусковая и пять комбинаторных линеек, конструктивно сходных с линейками аппарата РТА-6. Передатчик аппарата состоит из контактной системы, распределительного, стартстопного и запорного механизмов. Передающий распределитель представляет

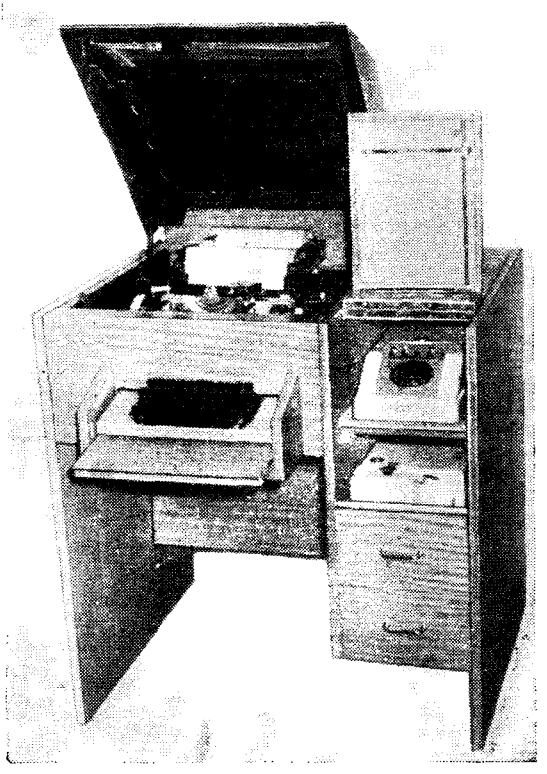


Рис. 6.33. Телеграфный аппарат Т-63

собой шесть пар контактных пружин, управляемых кулачками вала распределителя. Пуск и остановка передатчика осуществляются стартстопным механизмом.

Автоответчик аппарата выполняет функции автоматической передачи знаков текста автоответа, набранного на гребенках кодового барабана, в сторону вызывающей станции.

Трансмиттер (рис. 6.34) является самостоятельным прибором-приставкой Т-63 и служит для автоматической передачи текстов телеграфных сообщений с помощью перфолент, подготовленных ручной или автоматической перфорацией. Трансмиттер состоит из наборного, распределительного, лентопротяжного и движущего механизмов. Комбинация рабочих посылок определяется кодовыми отверстиями на пер-

фоленте, которая ощупывается иголками рычагов, создающих соответствующую пространственную механическую комбинацию знака. По окончании передачи знака осуществляется принудительный отвод ощупывающих рычагов с помощью специальных кулачков на распределительном валу и возвращающей скобы. Трансмиттер имеет лентопротяжный механизм и устройство автостопа для выключения при натяжении, обрыве или окончании перфоленты. Включение и выключение аппарата при постоянном соединении с другим аппаратом осуществляются с помощью специального устройства для дистанционного включения, а при соединении через связную станцию — посредством прибора для телеуправления.

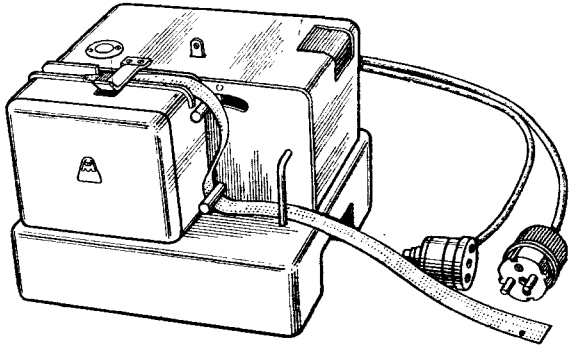


Рис. 6.34. Трансмиттер Т-63

Приемная часть аппарата Т-63 включает в себя: приемный электромагнит; стартстопно-коррекционный, наборный, печатающий и вспомогательные механизмы, а также фазоустановитель. Приемный электромагнит имеет две катушки и пять якорей с пружинами. При приеме стоповой и пусковой посылок электромагнит воздействует на стартстопно-коррекционный механизм, а при приеме кодовых посылок — на наборный механизм. Под действием пружины каждый якорь стремится оторваться от электромагнита. Все пять якорей принудительно и поочередно подводятся к полюсным подставкам электромагнита перед поступлением очередной посылки комбинации знака. Эта операция выполняется захватывающим поводком наборной кулачковой муфты с наборными рычагами. В этом случае роль приемного электромагнита сводится лишь к удерживанию уже установленных якорей. Поэтому при приеме токовой посылки подведенный якорь удерживается у полюсных подставок, а при бестоковой — отбрасывается пружиной. При поступлении стартового импульса якоря электромагнита отпадают под действием пружин и пускают в ход приемный распределитель, в стоповом положении электромагнит удерживает все пять якорей. Наборный механизм преобразует принятую комбинацию знака в пространственную механическую комбинацию дешифраторных линеек.

После набора комбинация расшифровывается и печатающий механизм отпечатывает знак. С этой целью запускается во вращение печа-

тающий кулачок, который через ряд промежуточных деталей приводит в движение рычаг с литерой. Последний отпечатывает знак на бумаге.

Такие вспомогательные операции, как продвижение и возврат каретки, перевод строки, автостоп и т. д., в аппарате Т-63 осуществляются так же, как и в аппарате РТА-6.

Перфоратор является отдельно действующим прибором-приставкой, который может быть использован с любым буквопечатающим телеграфным аппаратом или в качестве самостоятельного перфоратора. Он состоит из следующих механизмов: наборного; перфорирующего; лентопротяжного; возврата и блокировки перфоленты; привода с пускоостановочным устройством. Во время действия прибора его перфорирующий механизм пробивает на бумажной перфоленте с помощью перфорационных пуансонов комбинации принимаемых знаков, отпечатываемых на пишущей машинке аппарата. Принцип работы основных механизмов перфоратора аналогичен принципу работы основных механизмов перфоратора для РТА-6.

§ 6.8. РЕГИСТРАТОРЫ ПРОИЗВОДСТВА

Для механизации и автоматизации процессов сбора и регистрации первичной информации в местах ее формирования (в цехах, на различных участках производства, складах и всюду, откуда данные затем должны поступать в вычислительную машину) созданы специальные устройства, называемые *регистраторами производства*. Они предназначаются для регистрации исходных данных по мере их появления и автоматического приготовления машинных документов или передачи сообщений в систему связи. В качестве регистраторов производства в некоторых случаях могут использоваться и устройства подготовки данных на перфолентах и перфокартах.

Регистраторы производства, как правило, строятся на типовых функциональных блоках, таких как перфоратор, клавиатура, устройства считывания с перфокарт и перфолент, блок печати, блок передачи данных в канал связи и др. В соответствии с назначением определяется и структурный состав регистратора. Так, цифровой регистратор с выводом данных на перфоленту РП-10 имеет следующие функциональные блоки: считыватель с перфокарт; считыватель с перфожетонов; цифровую клавиатуру; цифровое печатающее устройство; перфоратор бумажной ленты; блок управления; устройство набора. Цифровой регистратор РП-50, кроме того, имеет индикацию и сумматор, позволяющий выполнять операции сложения и вычитания.

Алфавитно-цифровой регистратор АЦРП (РП-100) позволяет вводить и печатать алфавитно-цифровые тексты. Конструктивно он выполнен в виде двухтумбового стола. Информация, регистрируемая на АЦРП, подразделяется на постоянную, условно-постоянную, переменную.

Под *постоянной информацией* понимаются нормативная информация, предварительно записанная на перфокарту, и табельный номер рабочего, зафиксированный на перфожетоне.

Перфожетон представляет собой прямоугольник из тонкого прочного материала, на котором табельный номер фиксируется в виде выступов и впадин (рис. 6.35) в двоично-десятичном коде. Считывание числа с жетона производится устройством считывания данных с перфожетона *СПЖ* (рис. 6.36). *К условно-постоянным признакам* относятся номер участка, номер цеха, номер регистратора производства, дата и т. п. Эти данные вводятся с помощью десятипозиционных микропереключателей панели набора блока условно-постоянных признаков *БУПП*.

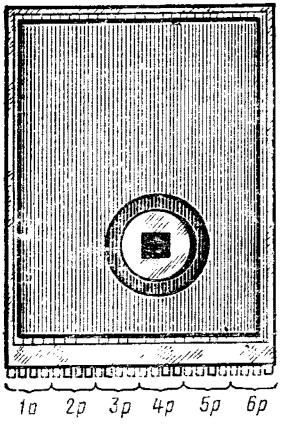


Рис. 6. 35. Перфожетон

Считывание данных с перфокарты осуществляется устройством считывания данных с перфокарт *СПК*.

Переменную информацию составляет информация, вводимая в регистратор производства с клавиатуры пишущей машинки «*Консул-254*».

Программа работы регистратора для автоматического формирования необходимых служебных символов («Начало текста», «Конец текста» и др.), а также автоматического ввода некоторых реквизитов («Номер сообщения» и др.) записывается на обычной 80-колонной перфокарте, называемой *программной*. Ввод данных с программной перфокарты производится устройством считывания *СПрК*.

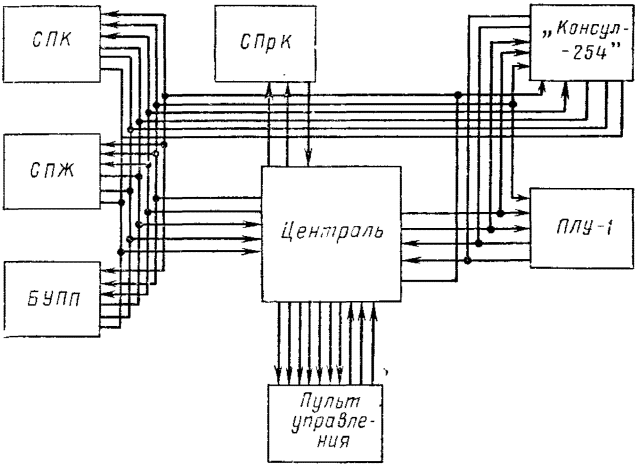


Рис. 6.36. Структурная схема АЦРП

СПрК состоит из считывающего устройства щеточного типа и устройства управления. В начальном состоянии при отсутствии перфокарты все контакты считывающей головки находятся в замкнутом со-

стоянии. После установки перфокарты включается механизм транспортировки и карта подается под считывающую головку. По мере ее продвижения в стартстопном режиме происходит поколонное считывание информации.

Перечисленный набор входных устройств и разделение функций между ними упрощает ввод первичной информации.

Наличие у каждого рабочего своего индивидуального перфожетона с табельным номером позволяет только ему одному вводить сведения о выполненной им работе, тем самым повышается его ответственность за достоверность введенных им сведений.

Для вывода данных на перфоленту в регистраторе имеется перфоратор ленточный унифицированный ПЛУ-1 с устройством управления. С помощью перфоратора поступающая информация преобразуется и записывается на перфоленте в семиразрядном коде (ГОСТ 10859—64 или ГОСТ 13052—67) с добавлением восьмого разряда для проверки на четность. Цифровая информация может записываться на ленте в пятиразрядном международном коде № 2.

Управление всеми устройствами ввода — вывода и связь между ними осуществляются через центральное устройство управления, называемое *централью.*

Централь имеет четыре вводных канала от датчиков (*СПК, СПЖ, БУПП*, клавиатуры «Консул-254») и два выводных канала к приемникам (на печать «Консул-254» и ПЛУ-1). Соответственно сигналам, идущим от датчиков, присваивается индекс Д, а идущим к приемникам — П.

Все сигналы, посредством которых производится обмен между датчиками и приемниками (назовем их внешними устройствами), делятся на две группы: первая группа — сигналы управления передачей, вторая группа — собственно сигналы передачи.

Основными сигналами первой группы являются вызов датчика или приемника, окончание операции. Во вторую группу входят сигналы «*Передача информации*», «*Передача команд*», «*Передача состояний*».

Сигналы управления «*Вызов внешнего устройства — датчика*» (В → Д) и «*Вызов внешнего устройства — приемника*» (В → П) — всегда следуют от централи к внешнему устройству. Сигналы управления «*окончание выполнения операции внешним устройством — датчиком*» (О → Д) и «*Окончание выполнения операции внешним устройством — приемником*» (О → П) — всегда следуют от внешнего устройства к централи. Таким образом, обмен сигналами при передаче информации между датчиками и централью, централью и приемниками характеризуются управляющей последовательностью В → Д, В → П, О → Д, О → П.

Рассмотрим последовательность сигналов управления передачей при организации рабочего цикла.

Состояние управления I:

$$В \rightarrow Д = О; \quad В \rightarrow П = О;$$
$$О \rightarrow Д = О; \quad О \rightarrow П = О.$$

(За «1» принято наличие сигналов, за «0» — их отсутствие.)

В это состояние все датчики и приемники приходят после включения устройства («*Начальная установка*») или после окончания предыдущей последовательности. Централь в этом состоянии производит подготовку к новому обращению к внешнему устройству и выдает в те датчики и приемники, которые должны с ней работать в соответствии с программой, сигналы В → Д и В → П.

Состояние управления II:

$$В \rightarrow Д = 1; \quad В \rightarrow П = 1;$$
$$О \rightarrow Д = О; \quad О \rightarrow П = О.$$

В этом состоянии управления выбранный датчик выдает информацию в централь, а информация от централи принимается выбранным приемником.

Приемник выдает сигнал управления О → П, а датчик — О → Д, если передаваемая информация ими воспринята.

Начало выдачи сигналов совпадает с окончанием данного состояния и началом следующего.

Состояние управления III:

$$В \rightarrow Д = 1; \quad В \rightarrow П = 1;$$
$$О \rightarrow Д = 1; \quad О \rightarrow П = 1.$$

Это состояние управления указывает, что информация, подготовленная датчиком, обрабатывается централью. В момент, когда информация больше не нужна централи, последняя снимает сигнал В → Д. С другой стороны, это состояние указывает на то, что информация, установленная на выходе централи, больше не воспринимается приемником и может быть снята или изменена, при этом централь снимает сигнал В → П.

Состояние управления IV:

$$В \rightarrow Д = О; \quad В \rightarrow П = О;$$
$$О \rightarrow Д = 1; \quad О \rightarrow П = 1.$$

При этом состоянии управления приемник и датчик не готовы к приему нового сигнала В → Д и В → П. Приемник заканчивает обработку предыдущей информации, а датчик подготавливается к выдаче новой информации. В момент готовности приемника к приему, а датчика к выдаче новой информации сигналы О → П и О → Д снимаются. Управляющая последовательность в каналах датчика Д и приемника П заканчивается.

Работа регистратора может осуществляться в режимах ручном и автоматическом. Установка режима производится установкой галентного переключателя режимов в соответствующее положение. В ручном режиме программная перфокарта не используется. При этом выбор того или иного датчика производится вручную нажатием одной из клавиш датчика, а приемника — одним из тумблеров.

В автоматическом режиме последовательность работы всех устройств определяется командами, зафиксированными на программной перфокарте.

В процессе регистрации сообщений с программной карты в централь автоматически вводится необходимая служебная информация (*«Начало текста»*, *«Конец текста»* и др.), команды контроля готовности устройства (*«Опрос состояний»*). По окончании обработки сообщения на все устройства подается команда *«Сброс»*, по которой они возвращаются в исходное состояние, и регистратор готов к обработке следующего сообщения.

Отперфорированная лента в конце смены или в любой момент времени передается в вычислительный центр для автоматической передачи данных в ЦВМ.

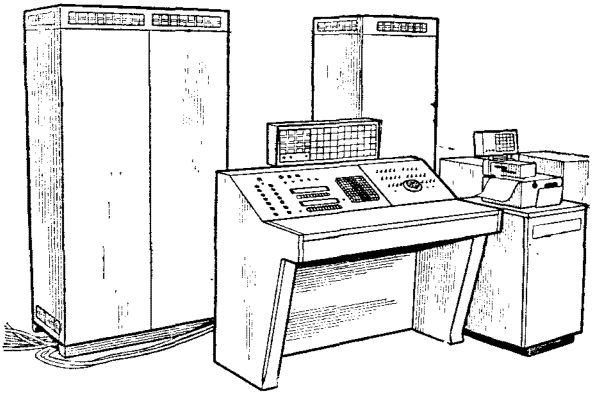


Рис. 6.37. Автоматизированный регистратор АРП-1М

Широкими возможностями обладает автоматизированный регистратор производства типа АПР-1М (рис. 6.37), предназначенный для централизованного сбора, передачи и регистрации информации с 50 рабочих мест на предприятиях серийного и массового производства. Он позволяет осуществлять учет простоев оборудования, выпуска продукции, подготовку машинных документов с итогами работы за смену, вызывную сигнализацию и телефонную связь.

В состав регистратора входят 50 пультов, устанавливаемых на рабочих местах, пульт диспетчера, центральное устройство управления с оперативным запоминающим устройством (ОЗУ), ленточный перфоратор типа ПЛ-80, печатающая машинка типа АПМ-2М, телефонный коммутатор, до восьми индикационных табло и блок питания.

Пульт рабочего места представляет собой блок с восемью трехпозиционными тумблерами для включения сигналов вызова и простоя и одного тумблера для сигнализации о выполнении ремонта. Окончание простоя или ремонта сигнализируется выключением соответствующего тумблера.

Пульт диспетчера конструктивно выполнен в виде стола с панелью управления, устройством ручного набора и табло, с помощью которых оператор задает режимы работы установки, вводит команды вывода информации и производит контроль работы установки.

Центральное устройство управления, выполненное в виде шкафа, предназначается для управления сбором, накоплением и регистрацией информации. В ОЗУ накапливаются все данные за смену. Емкость ОЗУ — сто 13-разрядных десятичных чисел. Каждому из пятидесяти рабочих мест отводится два числа, т. е. 26 десятичных разрядов.

На перфораторе осуществляется приготовление перфоленты с итогами работы за смену (данные записываются в двоично-десятичном коде).

В любой момент времени с помощью пишущей машинки выдаются сведения в виде таблицы, в которой для каждого рабочего места печатаются данные о количестве изделий и времени простоя по каждой из возможных причин.

ГЛАВА 7

СИСТЕМЫ И УСТРОЙСТВА ОБМЕНА

В автоматизированных системах управления информацию собирают от большого количества источников и передают в вычислительную машину или в вычислительный комплекс. Пункты сбора информации могут оснащаться различными устройствами ее преобразования в вид, удобный для ввода в ЦВМ. Эти устройства и источники возникновения информации характеризуются по быстродействиям, объему и значимости (приоритетности) вырабатываемой информации. Отсюда встает задача организации совокупности устройств ввода в систему, позволяющую наилучшим образом организовать обмен информацией между устройствами ввода и ЦВМ с учетом отмеченных характеристик.

§ 7.1. СИСТЕМА ОБМЕНА ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ МАШИН ПЕРВОГО ПОКОЛЕНИЯ

Простейшей системой обмена можно считать такую систему, в состав которой входят устройства ввода с перфокарт или перфолент *Вв.П* (или тот и другой) и печатающие устройства (рис. 7.1). Эта система обмена была свойственна машинам первого поколения.

Организация обмена в простейшей системе сводится к следующему. Считываемая информация с перфокарт или перфоленты передается в устройство обмена *УО*, которое по соответствующим командам направляет ее в процессор. Вывод результатов вычислений также осуществляется через *УО* и устройство вывода *Выв.П*.

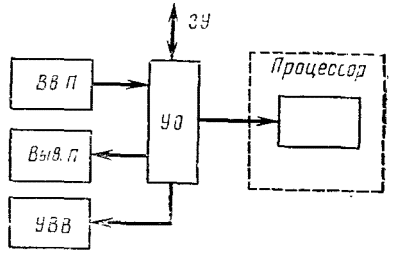


Рис. 7.1. Система обмена вычислительных машин первого поколения

Через устройство обмена обслуживаются и внешние магнитные *ЗУ* (магнитные ленты, барабаны).

Отличительной особенностью машин первого поколения является то, что на все время обмена с внешним устройством никаких вычислительных операций в машине не производилось, т. е. центральный вычислитель простаивал.

Рассмотренную систему можно назвать внутренней системой обмена, так как обычно устройства ввода и вывода, магнитные *ЗУ* и печатающие устройства поставлялись заводом-изготовителем и использо-

вались при эксплуатации в едином комплекте ЦВМ. Такая система обмена существовала внутри каждого вычислительного центра и не выходила за его рамки. Связь внутренней системы обмена с периферийными источниками информации могла быть в основном только документальной. При этом исходный деловой документ должен был поступать в вычислительный центр для подготовки машинных перфолент и перфокарт. Перфорированные документы должны были заправляться оператором, который определял и последовательность их закладки.

Скорость ввода исходной информации ограничивалась возможностями устройства ввода. Практически реализовывалось три временных цикла: ввод, вычисления, вывод. Общее время определялось суммой слагаемых, зависящих от быстродействия устройств ввода, каналов связи, вычислительной машины и устройств вывода. Естественно, что при такой организации наблюдались большие потери машинного времени за счет простоя машины при обмене.

§ 7.2. СИСТЕМА ОБМЕНА ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ МАШИН ВТОРОГО ПОКОЛЕНИЯ

Внутренняя система обмена удобна для организации работ в вычислительном центре, но недостаточна для АСУ, характеризующейся наличием различных источников информации. В АСУ большое количество периферийных устройств должно объединяться в единую систему обмена, которая может строиться как развитие внутренней системы обмена с добавлением внешней системы обмена (рис. 7.2) или как самостоятельная развитая система обмена (рис. 7.3).

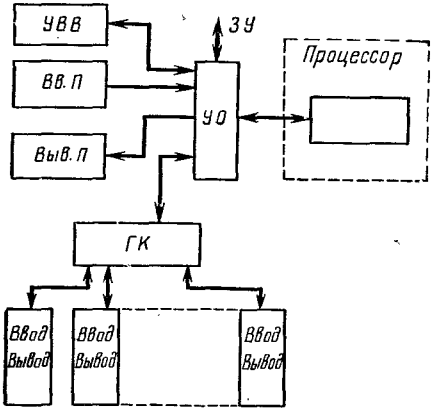


Рис. 7.2. Внутренняя и внешняя системы обмена:

Вв. П — вводной перфоратор; *Выв. П* — выводной перфоратор; *УО* — устройство обмена; *МОЗУ* — магнитное оперативное запоминающее устройство; *УВВ* — устройства ввода—вывода; *ГК* — групповой коммутатор

В развитых системах обмена выделяются каналы и подканалы.

Каналом обмена называют совокупность технических средств, осуществляющих обмен информацией между периферийными устройствами и процессором. *Подканалом обмена* называют совокупность технических средств, обеспечивающих связь периферийного устройства с устройством обмена.

Система обмена с большим количеством различных периферийных устройств требует особого подхода к организации своей работы, с тем чтобы добиться наибольшей эффективности использования информации и вычислительной машины.

Повышение эффективности использования вычислительной машины возможно при совмещении во времени операций обмена и обработки.

Это достигается путем реализации прерывания основной программы, т. е. использования различных временных пауз в основной программе для реализации другой программы.

Кроме прерывания основной программы вводится режим распределения времени работы, при котором одновременно обслуживаются несколько подканалов. Паузы в обслуживании заявок одного канала заполняются обслуживанием заявок других каналов. Общее количество одновременно обслуживаемых таким образом каналов ограничивается суммарным быстродействием, которое не должно превышать быстродействия ЦВМ.

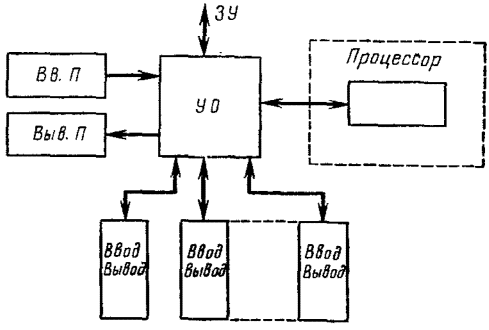


Рис. 7.3. Развитая система обмена:
Вв. П — вводной перфоратор; *Выв. П* — выводной перфоратор; *УО* — устройство обмена; *МОЗУ* — магнитное оперативное запоминающее устройство

Такой подход привел к необходимости группирования подканалов в каналы в зависимости от скорости передачи информации. Низкоскоростные подканалы, которые работают асинхронно друг относительно друга и могут обслуживаться одновременно в режиме распределения времени, объединяют в каналы, называемые *мультиплексными*.

Высокоскоростные подканалы, обслуживание которых не может проводиться одновременно, объединяются в каналы, называемые *селекторными*.

Рассмотрим систему обмена вычислительной машины второго поколения.

Для эффективного использования центрального вычислителя, имеющего в современных вычислительных машинах достаточно высокое быстродействие, предусматривается широкий состав внешних запоминающих устройств и устройств ввода — вывода информации. Все эти устройства в зависимости от быстродействия группируются в мультиплексные и селекторные каналы. Обычно накопители на магнитных лентах, барабанах и дисках объединяются в селекторные каналы, а устройства ввода с перфолент и перфокарт и телеграфных аппаратов, устройства вывода на перфоленты и перфокарты, вывод на печать и телеграфные аппараты — в мультиплексные каналы.

Обслуживание всех каналов и их связь с центральным процессором машины *ЦМ* обеспечивается блоком (устройством) управления внешними устройствами или устройством обмена. Так, в машинах второго поколения («БЭСМ-6», «Урал-14», «Минск-32» и др.) связь с внешними устройствами осуществляется блоком управления, состоящим из устройства управления внешними устройствами *УВУ* и коммутаторов внешних устройств *КВУ* (рис. 7.4).

Основные схемы управления связью с центральным процессором и выполнения команд обращения к внешним устройствам сосредоточе-

ны в *УВУ*. Связь с *КВУ* осуществляется также через *УВУ*. Через это же устройство осуществляется связь с печатающими устройствами и быстродействующими устройствами считывания с перфолент. Стойка коммутатора внешних устройств *КВУ* осуществляет связь с *УВУ* всех накопителей на магнитных лентах *НМЛ*, барабанах *НМБ*, дисках *НМД*, перфорационных устройств (карточного *ПК* и ленточного *ПЛ*) телетайпов.

По своей структуре *УВУ* является запоминающим устройством с произвольной выборкой, каждая ячейка которого представляет

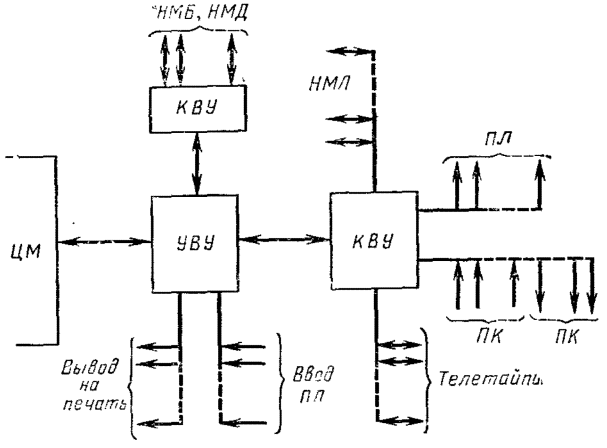


Рис. 7.4. Система обмена вычислительных машин второго поколения

собой буферный регистр, закрепленный за определенным внешним устройством. В качестве записываемой информации в буферный регистр попадает код управляющего слова (если осуществляется воздействие на схему управления каким-либо внешним устройством) или выходная информация для какого-либо внешнего устройства. Запись и считывание информации в буферном регистре происходят при выполнении специальных команд обращения к внешним устройствам (при записи и считывании).

Команда обращения поступает в устройство управления из вычислителя. На сумматоре адресов формируется исполнительный адрес, который вместе с признаком команды обращения и признаком записи или считывания поступает в блок адреса команд. С выходного регистра блока адреса команд исполнительный адрес команды обращения, являющийся адресом внешнего устройства, поступает в устройство управления внешними устройствами на регистр адреса внешнего устройства. Один из разрядов этого регистра хранит признак типа команд; на других разрядах регистра выполняется дешифратор адреса (номера) внешнего устройства и требуемого буферного регистра.

Выполнение команды обмена с внешним устройством начинается после выдачи вычислителем сигнала в устройство управления внешними устройствами и получения ответного сигнала, подтверждающего, что в последнем адрес внешнего устройства принят и можно выполнять команду. Если выполняется команда обращения в режиме считывания, то в вычислителе происходит прием кода из устройства управления внешними устройствами (т. е. содержимого ячейки, адрес которой был указан в команде обращения). Если же выполняется команда в режиме записи, то осуществляется передача информации из вычислителя в ячейку устройства управления, адрес которой выбран дешифраторами.

§ 7.3. СИСТЕМА ОБМЕНА ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ МАШИН ТРЕТЬЕГО ПОКОЛЕНИЯ

Развитие вычислительной техники и системы обмена привело к появлению многомашинных вычислительных систем ВС.

Многомашинные вычислительные системы представляют собой логическое следствие эволюции двух общих тенденций, действующих в области конструирования вычислительных машин: стремления к модульной конструкции и организации одновременной (параллельной) работы различных устройств машины. Эти две тенденции и привели к перерастанию системы модулей отдельной ЭВМ в систему самостоятельных вычислительных средств, которые могут выполнять одновременно различные части одной большой задачи или различные задачи одной системы.

Одна из таких машин — центральный процессор — является главной, другие выполняют функции подчиненных, но автономных устройств. Такая организация предусматривает и использование широкой номенклатуры обычных как у центрального процессора, так и у подчиненных машин, устройств ввода — вывода. В связи с этим машины третьего поколения часто называют *вычислительными системами*. Заметим, что возможны вычислительные системы, организованные иначе, чем здесь описано.

Значительное развитие получили селекторные и мультиплексные каналы. Подключение разнотипного периферийного оборудования в вычислительной системе осуществляется с помощью *интерфейса*. Под интерфейсом понимают совокупность электрических, механических и программных средств, позволяющих соединять между собой элементы автоматической системы обработки данных.

Автономные устройства машин третьего поколения, обладая оперативной памятью, выполняют свою программу (записанную в этой оперативной памяти), которая называется *вспомогательной*. Вспомогательные программы заменяют часть аппаратурного оборудования, необходимого для работы автономных устройств. В таких ЭВМ сигнал об окончании работы любого автономного устройства, поступающий на их регистр занятости, вызывает запись признака, говорящего о появлении сигнала от автономного устройства. Этот признак записывается в специальный регистр, называемый *дежурным*. Центральное устрой-

ство управления просматривает дежурный регистр в каждом такте, т. е. при каждом выполнении рабочего цикла центрального процессора, и соответствующим образом его учитывает.

Из сказанного выше видно, что ЭВМ третьего поколения фактически представляет собой систему нескольких машин, каждая из которых имеет свои устройство управления, систему команд, рабочий цикл. Обычно отдельные автономные устройства, в дальнейшем будем их называть пунктами первичной обработки информации (ППОИ), разделены в системе большими расстояниями. Поэтому для переноса информации от ППОИ к центральному процессору или к другим ППОИ приходится использовать линии передачи данных. Наиболее совершенное решение задачи сопряжения ЭВМ с каналами связи в настоящее время заключается в создании вычислительных агрегатов, содержащих одну или несколько основных мощных ЭВМ переработки информации (*центральных процессоров*) и вспомогательные специализированные ЭВМ обмена (*процессоров обмена*).

Процессоры обмена, будучи специализированными ВС, как правило, обладают значительно меньшей производительностью и логическими возможностями по обработке информации, чем центральные процессоры. Каждый процессор обмена, имеющий собственно арифметическое устройство, устройство управления и запоминающее устройство, может реализовать специальную программу обмена независимо от центрального процессора; он подсоединен непосредственно к числовой магистрали, с помощью которой центральный процессор сообщается с большой скоростью со всеми другими блоками вычислительной системы. Система команд обменных процессоров имеет обычно небольшое число (10—20) специальных команд обмена, содержащих контрольные разряды (определители) микропрограммного типа, что позволяет в случае необходимости сильно расширить систему команд.

В качестве примера ЭВМ, специализированной для обмена информацией, можно привести машину IBM-7741, разработанную фирмой «International Business Machines» (США). Это быстродействующее цифровое устройство с программным управлением, специализированное для выполнения широкого диапазона связных функций:

преобразование сигналов, передаваемых по каналам связи, в сигналы, требуемые для работы ЭВМ IBM-7741, и наоборот;

устранение искажений сигналов;

преобразование кода передаваемой информации в код центрального процессора;

сопряжение между собой многих линий связи, обладающих различными пропускными способностями;

проверка линий связи и изоляции неисправных линий;

проверка аппаратуры передачи данных;

преобразование последовательного кода в параллельный и обратно (сборка знаков из разрядов и разложение знаков на разряды);

сборка знаков в сообщения и разложение сообщения на знаки;

прием и передача сообщений переменной длины;

установление очередности обработки сообщений;

коммутация целых сообщений, поступающих из одной линии связи в другую;

программный анализ сообщений;

редактирование и формирование сообщений (исключение из принимаемых сообщений служебной информации и включение ее в сообщения при передаче);

регистрация загрузки линий связи;

проверка и коррекция передаваемой информации;

соблюдение приоритетных правил;

указание времени суток.

Для выполнения этих функций в ЭВМ IBM-7741 широко использовано сочетание аппаратурных и программных методов. Машинный цикл процессора обмена состоит из четырех циклов обращения к запоминающему устройству. Первый цикл используется исключительно для опроса каналов, а остальные три цикла — для выполнения программы и других функций по обработке информации.

Главный машинный цикл образуется 124 такими машинными циклами. Он соответствует последовательному опросу 124 каналов связи и выполняется за 4960 мкс. По мере поступления разрядов по линии из них собираются знаки в определенных ячейках запоминающего устройства, связанных с каждым каналом связи. Эти ячейки называют канальными ячейками. Из них знаки передаются в определенные массивы запоминающего устройства, указываемые адресами, хранящимися в других ячейках, связанных с каналами. Эти ячейки называют *вторыми канальными ячейками.*

Как только сообщения записаны в запоминающее устройство машины IBM-7741, они подвергаются различным видам программной обработки и передаются в числовую магистраль.

Итак, отличительной особенностью организации обмена в ЭВМ третьего поколения является то, что ее внешние устройства ввода — вывода представляют собой автоматы, обладающие самостоятельными памятью, арифметическим устройством, устройством управления и устройствами ввода — вывода. Эти автоматы способны реализовывать свои функции по собственным программам.

§ 7.4. ОБЩИЕ ПРИНЦИПЫ ПРЕРЫВАНИЯ ПРОГРАММ

Под *прерыванием* понимают временную приостановку текущей программы с запоминанием ее состояния в той точке, в которой она была прервана, и одновременным переходом к другой программе. Система прерывания программ (СПП) позволяет центральному процессору гибко реагировать на асинхронно появляющиеся внешние или внутренние события, которые могут возникнуть в любое время. Каждое событие представляется сигналами x_1, x_2, ..., x_n, которые вырабатываются в отдельных устройствах ЦВМ и поступают на вход СПП в виде запроса на прерывание.

В процессе работы машины схемным или программным путем ведется непрерывный поиск сигналов, записанных на регистрах в порядке приоритета, установленного для отдельных видов сигналов.

Система прерывания программ позволяет:

обеспечить более эффективное использование времени центрального процессора;

упростить программирование в реальном масштабе времени, допуская большую независимость при подготовке различных программ;

обеспечить возможность гибкого разделения сложной программы на независимые и облегчить при этом выполнение работы с другими программами;

разрешить ЦВМ проводить быстрый и гибкий выбор одной из нескольких служебных программ при обнаружении неисправностей или ошибок в рабочих программах;

повысить надежность работы машины.

При разработке СПП для конкретной ЦВМ необходимо: выбрать метод распознавания причин прерывания; определить момент прерывания; определить последовательность действий при прерывании; выбрать тип приоритетного решения и организовать индивидуальное управление прерываниями; произвести оценку качества работы СПП.

Рассмотрим основные способы решения указанных выше вопросов, применяемые при создании СПП в современных системах распределения времени.

Распознавание причин прерывания. В мультипрограммных системах каждой причине прерывания всегда отводится своя линия прерывания, соответствующая элементарному запросу на прерывание. При наличии запроса на прерывание линия считается возбужденной и для ее анализа используются программный и аппаратный методы.

При программном распознавании причин прерывания каждому элементарному типу прерывания отводится разряд состояния в памяти ЦВМ. В этот разряд заносится «1» при наличии запроса на прерывание, а в противном случае он содержит «0». Совокупность всех разрядов состояния образует таблицу, анализ которой для определения точной причины прерывания производится программным путем. Далее происходит переход к программе прерывания. Недостатком программного метода распознавания являются значительные затраты времени на распознавание.

При прямом аппаратном распознавании каждой причине прерывания соответствует своя подпрограмма прерывания, переход к которой производится полностью аппаратно. Такое решение увеличивает аппаратные средства системы, занимает много места в оперативной памяти, но зато является быстрым и удобным для программиста.

Наиболее часто используется программно-аппаратный метод распознавания, так как на его основе можно решить вопрос о том, какую часть функций СПП выполнять аппаратным путем, а какую — программным.

Определение момента прерывания. При определении момента прерывания возможны следующие варианты управления прерываниями: а) каждая причина в любое время вызывает прерывание; б) в каждой команде имеется специальный признак, разрешающий или запрещающий прерывание после выполнения данной команды; в) дифференцированное управление прерываниями, при котором каждому триггеру

прерывания соответствует специальный защитный триггер. Совокупность защитных триггеров образует регистр защиты, позволяющий гибко организовать управление прерываниями; г) дифференцированное управление прерываниями с блокировкой прерывания в определенные моменты времени.

В современных ЦВМ наиболее широкое применение нашли методы г) и в).

Последовательность действий, выполняемых при прерывании. Независимо от того, каким способом производится распознавание причин прерывания, можно выделить базовые функции, выполняемые СПП в момент перехода к прерывающей программе. Для многих ЦВМ алгоритм работы СПП в момент прерывания состоит в определении момента прерывания; запрещении прерываний в момент обработки поступившего запроса; сохранении всей информации о прерванной программе для обеспечения возврата к ней; формировании адреса первой команды специальной подпрограммы, определяющей причину прерывания; определении причины прерывания и выполнении программы, соответствующей поступившему запросу; восстановлении информации и возобновлении выполнения прерванной программы.

Типы приоритетного решения. К основным способам назначения приоритетов в мультипрограммных ЦВМ относятся программируемый, аппаратный и аппаратно-программируемый.

1. Программируемый приоритет. Этот тип приоритета вводится в системах, в которых прерывания разбиты на классы. Каждому источнику прерываний отводится разряд в регистре хранения всех запросов на прерывание. Каждому классу прерывания соответствует разряд в регистре прерывания. Кроме того, каждому классу отводится разряд в регистре маски (защиты). Регистр маски может изменять свое значение под управлением специальной программы. Это дает возможность гибко организовать динамическое управление приоритетами.

Аппаратный приоритет. При аппаратном приоритете, как и в предыдущем случае, прерывания группируются в классы, число которых может быть самым различным. Каждому классу присваивается определенный уровень приоритета. Считается, что первый уровень обладает наивысшим приоритетом, остальные приоритеты убывают в порядке возрастания номеров: 2, 3, ..., m. Очевидно, приоритет любого i-го уровня может прервать любую из подпрограмм с уровнями $i+1$, $i+2$, ..., но не может прервать подпрограмму, уровень которой с меньшим номером. Обычно прерывания уровня i не прерывают подпрограмму этого же уровня. Вся приоритетная система реализуется аппаратно.

Аппаратно-программируемый приоритет. При аппаратном приоритете приоритеты уровней жестко заданы аппаратно, что значительно снижает гибкость системы. Аппаратно-программируемый приоритет для устранения этого недостатка предусматривает возможность изменения приоритетов некоторых уровней с помощью специальных команд, обеспечивающих установку нужного кода защиты в регистр маски.

Оценка качества системы прерывания программ. Критериями, оценивающими качество системы прерывания программ, являются:

время реакции $t_р$ — время между поступлением запроса на прерывание и началом выполнения первой полезной команды запрашивающей программы;

непроизводительное время t_s — разность между общим временем, необходимым для полной обработки поступившего запроса $t_з$, и временем выполнения всех полезных команд программы $t_к$: $t_s = t_з - t_к$;

оптимальная реакция на приоритет — способность системы в данный момент времени решать задачу, имеющую максимальный приоритет. Иными словами, в любой момент времени ЦВМ должна решать задачу, имеющую запрос с максимальным приоритетом: $\varphi_k = \max(\varphi_1, \varphi_2, \ldots, \varphi_n)$, $k = 1, 2, \ldots, n$, где φ_k — весовой коэффициент, учитывающий приоритет k-й задачи.

насыщение системы — невозможность своевременно реагировать на отдельные запросы, что приводит к потере информации;

стоимость системы прерывания.

Рассмотрим, как работает система прерывания.

Прерывание по x_1 может вызвать любой сбой вычислителя: нарушение контроля информационного слова; нарушение защиты памяти, выборку недействительного кода команды; выбор десятичного операнда с нецифровой комбинацией; неверный выход на подпрограмму и т. д. Очевидно, что причиной прерывания может оказаться как неверная работа аппаратуры, так и неверно составленная программа. Управляющие программы, обслуживающие данный запрос на прерывание, анализируют создавшуюся ситуацию и принимают соответствующее решение.

Прерывание по x_2 происходит в случае возникновения аппаратурной или программной сбойной ситуации работы одного из каналов обмена. Такими сбоями могут быть: нарушение контроля информационного или управляющего слова; нарушение контроля информационного символа; возникновение специфического сбоя конкретного внешнего устройства; нарушение работоспособности устройства в процессе работы и т. д.

Прерывание по x_3 характерно для активных внешних устройств, которые ведут произвольный «диалог» с машиной. Этот сигнал является признаком того, что какое-то устройство должно вводить в машину информацию. Управляющие программы отыскивают номер запрашивающего внешнего устройства и подготавливают место в памяти для приема информации, разрешив соответствующему устройству вводить ее.

Программы пользователей для работы с внешними устройствами применяют экстракоды внешних устройств. Как только в программе пользователя попадается экстракод, специальным сигналом x_n происходит прерывание на служебную программу. Эта программа определяет причину прерывания и передает управление программе «Супервизор» (см. § 7.5).

§ 7.5. ЛОГИЧЕСКАЯ СТРУКТУРА СИСТЕМ С РАСПРЕДЕЛЕНИЕМ ВРЕМЕНИ

Характерными особенностями систем с распределением времени (СРВ) являются:

распределение ресурсов системы между большим числом пользователей;

независимость обслуживания каждого потребителя от характера обслуживания остальных;

минимальные затраты на обслуживание.

В зависимости от форм эксплуатации различают следующие режимы работы СРВ: пакетной обработки информации; «запрос — ответ»; разговорный; универсальный.

Режим пакетной обработки информации характеризуется тем, что правила перехода от программы к программе устанавливаются из соображений достижения максимальной производительности машины путем возможно более широкого использования совмещений (одновременно проводятся решение одной задачи и вывод результатов другой задачи). Этого можно добиться за счет хорошего подбора «пакета» задач и правильного распределения работы устройств машины.

В *режиме «запрос — ответ»* машина постоянно занята работой, называемой сроковой, например, пакетной обработкой задач. Кроме того, имеется несколько пультов, как правило, удаленных от машины, и через них может быть послана серия вопросов, каждому из которых соответствует специальная программа системы, вырабатывающая определенный ответ. Когда на одном из пультов задается вопрос, управляющая программа прерывает фоновую задачу и передает управление соответствующей программе. Программа вырабатывает ответ, который сразу же передается на пульт, далее возобновляется решение фоновой задачи.

В *разговорном режиме* предусматривается разделение машинных ресурсов между ограниченным количеством пользователей, имеющих прямой доступ к машине через пульты, часто удаленные от нее (терминалы). Терминалы могут включать в себя: пишущие машинки; экранные пульты; графопостроители; устройство чтения с перфолент; телетайпы.

Системы, работающие в *универсальном режиме*, сочетают в себе аспекты всех систем, рассмотренных выше. Пользователи имеют прямой доступ к машине через пульты, которые могут быть удаленными и обладать набором средств общего доступа, расположенных в непосредственной близости от машины (магнитные диски, барабаны, ленты и т. д.). Средства общего доступа обслуживаются центральным оператором по командам от пультов.

Организация многопрограммной работы потребовала создания сложных управляющих программ, которые в сочетании с дополнительными аппаратными средствами организуют эффективное решение задач в системе. Рассмотрим управляющие программы в виде иерархии

двух уровней: на верхнем уровне находится монитор, на нижнем — супервизор.

Монитор — планирующая программа, которая планирует на основе данных, получаемых от пользователя, оптимальное прохождение нескольких задач, учитывая их приоритет, срочность, ожидаемую продолжительность работы, характер загрузки внешних устройств.

Супервизор координирует выполнение потока задач, распределяет между ними ресурсы системы (время процессора, память, устройства ввода — вывода) на основе сигналов прерывания и данных, полученных от монитора. В состав супервизора входит программа управления вводом — выводом. Рассмотрим эту программу.

Супервизор ввода — вывода реализует функции, связанные с операциями ввода — вывода, важнейшими из которых являются: распределение ресурсов каналов и устройств ввода — вывода; запуск и завершение канальных программ; программный анализ каналов и устройств ввода — вывода; корректировка ошибок, связанных с вводом — выводом.

Управление супервизором ввода — вывода происходит через систему прерывания программ. Для связи своей программы с управляющей программой программист использует системные макрокоманды, которые служат своеобразным интерфейсом между программами пользователя и супервизором. Это обычно макрокоманды ввода — вывода и макрокоманды для связи с удаленными объектами.

При поступлении требований на выполнение операций ввода — вывода супервизор ввода — вывода проверяет, заняты ли затребованные устройства и каналы. Если они заняты, то требование направляется в очередь, если не заняты, то канальная программа запускается немедленно.

Для своей работы супервизор использует несколько управляющих блоков, основными из которых являются блоки ввода — вывода (БВВ), синхронизации событий (БСС), управления устройствами (БУУ).

БУУ формирует управляющие сигналы для каждого подключенного к системе устройства ввода — вывода. В его информационных полях содержится постоянная информация об устройстве (класс, тип, адрес канала, подканалы, информация о текущем состоянии устройства, адреса программ, которые связаны с особенностями данного устройства, программы корректировки ошибок, управление очередью и каналом и т. д.).

БВВ и БСС обслуживают каждое конкретное требование на выполнение операции ввода — вывода.

БВВ содержит информацию, необходимую для выполнения канальной программы: ее адрес, область памяти, куда записывается информация о состоянии канала, адрес программы пользователя (поля ввода — вывода) и т. д.

БСС служит для отметки состояния программы, окончания операции ввода — вывода и самого факта завершения обработки информации.

§ 7.6. МУЛЬТИПЛЕКСНЫЙ И СЕЛЕКТОРНЫЙ КАНАЛЫ

Мультиплексный канал. Мультиплексный канал предназначается для подключения к процессору внешних устройств, скорость обмена информацией с которыми относительно невысока (внешние устройства подключаются к мультиплексному каналу через устройство обмена). Характеристики мультиплексного канала в значительной мере определяются характеристиками самой машины. Количество подключаемых к мультиплексному каналу внешних устройств зависит от быстродействия этих устройств и машины. Так, в ЭВМ ЕС-1020 к мультиплексному каналу может быть подключено до 242 внешних устройств.

Для выполнения операции обмена служат подканалы. *Подканалы* представляют собой специальную область оперативной памяти, называемую *мультиплексной памятью* канала. В памяти мультиплексного канала хранится и модифицируется вся информация, необходимая для осуществления обмена с внешними устройствами.

Структурная схема мультиплексного канала ЭВМ ЕС-1020 состоит из ряда регистров, осуществляющих управление по линиям и шинам интерфейса: управление каналами, управление абонентами, входной информацией, выходной информацией и контролем.

Мультиплексный канал подключен к процессору через блок управления каналами, который состоит из: комбинационных регистров управления каналами и дешифратора констант; регистра управления; схемы формирования запросов на микропрограммную приостановку; блоков выдачи содержимого регистров каналов на вход вычислителя и содержимого регистров данных каналов на входы информационных регистров оперативной памяти.

Регистр управления каналами предназначен для управления признаками на линиях интерфейса. Он состоит из ряда триггеров, имеющих свое функциональное назначение. Установка триггеров производится микропрограммными или логическими схемами канала.

Регистр управления абонента служит для запоминания входных сигналов интерфейса (работа абонента, адрес абонента, управление от абонента и др.), формирования управляющего признака свободного интерфейса, сигналов выбора устройства и запроса на микропрограммную приостановку. Он состоит из триггеров, установка и сброс которых осуществляются аппаратно по соответствующим сигналам.

Регистр выходной информации служит для выдачи информации на шины канала. Он содержит семь информационных и один контрольный разряд. Информация в регистр может поступать с информационных регистров оперативной памяти, а также с выхода с арифметико-логического блока. Установка каждого из триггеров регистра происходит под воздействием сигнала, поступающего с выхода соответствующего разряда регистра оперативной памяти.

Регистром входной информации названы усилители приемника, через которые информация с шин абонента передается в информационные регистры оперативной памяти и на вход логического блока. Информация с шин абонента поступает на вход логического блока, если присутствует признак работы мультиплексного канала.

Один регистр контроля служит для контроля правильности и соответствия признаков и сигналов интерфейса. Он содержит семь триггеров, каждый из которых устанавливается сигналами по соответствующим шинам.

Другой регистр контроля содержит восемь триггеров, каждый из которых устанавливается при обнаружении перерыва в работе интерфейса.

Для выполнения операции ввода — вывода информации во всех каналах используются три вида управляющей информации: инструкции, команды, приказы.

Инструкции ввода — вывода являются частью программы. Все операции в канале с устройствами ввода — вывода задаются при помощи четырех инструкций: «*Начать ввод — вывод*» (используется для запуска всех операций передачи данных и управления); «*Проверить ввод — вывод*» (определяет состояние канала, подканала и адресуемого внешнего устройства); «*Остановить ввод — вывод*» (служит для прекращения операции ввода — вывода); «*Проверить канал*» (предназначается для определения состояния канала). Все инструкции задают номер канала и адрес устройства, к которому они адресуются.

Команды предназначаются для запуска операций ввода — вывода на внешнем устройстве. Их шесть. Три из них («*Записать*», «*Считать*», «*Считать в обратном направлении*») выделяются для организации обмена с внешним устройством.

Приказы указываются в командах управления и передают внешнему устройству указания о выполнении специфических для данного устройства функций (например, указание перемотать ленту, установить плотность записи и т. д.).

Выполнение операции ввода — вывода в мультиплексном канале начинается по инструкции «*Начать ввод — вывод*». Микропрограмма устанавливает связь канала с внешним устройством и выдает ему код команды. Дальнейшая работа зависит от того, какой режим работы задан, монопольный или мультиплексный. В монопольном режиме канал обслуживает только одно внешнее устройство до полного завершения цикла обмена. В мультиплексном режиме канал работает одновременно с несколькими внешними устройствами в режиме микропрограммных приостановок.

После завершения передачи данных внешнее устройство выдает байт состояния с признаком «*Канал кончил*», «*Устройство кончило*».

Селекторный канал. Селекторный канал предназначается для подключения к процессору быстродействующих внешних устройств: накопителей на магнитных лентах, барабанах, дисках и т. п. Эти устройства имеют относительно высокую скорость обмена, соизмеримую с временем обращения оперативной памяти, и подключаются к селекторному каналу через устройства управления внешними устройствами (УВУ). Число подключаемых каналов, УВУ и внешних устройств определяется конкретным типом вычислительной машины, так, в машине «БЭСМ-6» можно подключить до 16 магнитных барабанов и 32 лентопротяжных механизмов, а в машине «Минск-32» общее количество подключаемых быстродействующих устройств достигает 32.

Поскольку быстродействие внешних устройств селекторного канала сизмеримо с быстродействием оперативной памяти, то в каждый момент времени может работать только одно внешнее устройство, поиск же нужной зоны может производиться на нескольких магнитных носителях одновременно.

При наличии запросов на обращение одновременно от нескольких каналов, последние обслуживаются по очереди в соответствии с установленным приоритетом. Это, однако, приводит к появлению некоторых задержек при обмене, время и характер которых зависят от организации обмена и быстродействия устройств.

В машине «БЭСМ-6», например, возможны четыре типа задержек:

1) задержка t_1 при передаче кода адреса с буферного регистра внешнего обращения на выходной регистр адреса магнитного оперативного запоминающего устройства (МОЗУ), на котором смена кода происходит не чаще чем через 0,3 мкс;

2) задержка t_2 из-за того, что запрос на внешнее обращение появился позже какого-либо другого запроса, занявшего тот блок памяти, к которому необходимо внешнее обращение. Ее максимальная величина достигает 2 мкс (цикл работы МОЗУ);

3) задержка t_3, связанная с тем, что смена кода на буферном регистре адреса внешнего обращения происходит минимум за 0,6 мкс. Это увеличение времени смены кода по сравнению со временем смены кода на других регистрах адреса связано с относительной удаленностью стойки УВУ от стойки устройства управления;

4) задержка t_4 из-за наличия времени ожидания считанного из МОЗУ кода, равного примерно 1 мкс.

Операция ввода — вывода начинается в канале по инструкции процессора. Управляющая информация, полученная каналом, преобразуется в последовательность сигналов, поступающих в УВУ. Канал производит запуск УВУ на выполнение команды ввода — вывода. УВУ формирует запросы на передачу информации, обслуживаемые каналом. Если в УВУ возникают сигналы, которые необходимо передать процессору (например, сигнал об окончании операции ввода — вывода), то канал преобразует эти сигналы в стандартную форму, удобную для дальнейшего использования в процессоре.

Обычно селекторные каналы, так же как и мультиплексные каналы, строятся на регистрах, каждый из которых имеет вполне определенное функциональное назначение по приему, хранению, контролю или модификации управляющей информации.

§ 7.7. ВВОД ИНФОРМАЦИИ С ПЕРФОЛЕНТ И ПЕРФОКАРТ

Ввод в вычислительную машину информации, записанной на перфолентах и перфокартах, осуществляется через устройства управления вводом (УУВв). При этом реализуется схема, изображенная на рис. 7.5. Считывание информации осуществляется с помощью устройств считывания, описанных в § 6.8. УУВв предназначается для управления устройством считывания, а также приема считанной информации и

ввода ее непосредственно в процессор (в арифметическое устройство или оперативную память).

Рассмотрим реализацию этой схемы в машине «Минск-32».

Считывание данных с перфоленты производится с помощью считывающего устройства FS-1501, которое является одним из наиболее быстродействующих и предназначено для считывания информации с пяти-, шести-, семи- или восьмидорожечной перфоленты со скоростью до

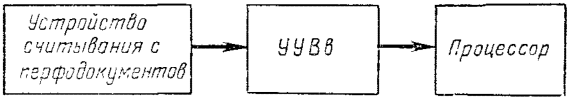


Рис. 7.5. Схема ввода информации в ЦВМ

1500 символов в 1 с в непрерывном режиме. На выходе устройства FS-1501 информация представлена в виде прямоугольных импульсов отрицательной полярности в том же коде, в котором она была нанесена на перфоленту.

Структурная схема устройства FS-1501 представлена на рис. 7.6.

Электродвигатель *ЭД* приводит в движение лентопротяжный механизм *ЛМ* и одновременно работает в качестве вентилятора для охлаждения силовых электрических цепей и цепей питания. Блок питания

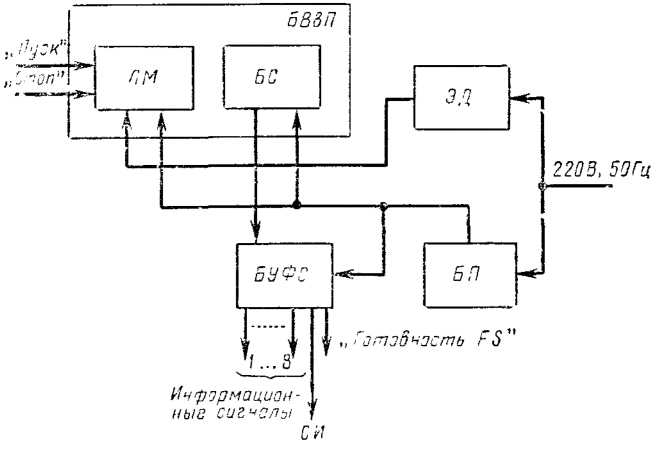


Рис. 7.6. Структурная схема FS-1501

БП состоит из трансформатора, выпрямителя, фильтра, стабилизатора и предназначен для выработки стабилизированных напряжений +12, —6 и —30 В. Блок усиления и формирования сигналов *БУФС* усиливает и формирует по амплитуде и длительности импульсы, поступающие с фотоэлементов. Блок ввода перфоленты *БВвП* (рис. 7.7) считывает с последней информацию, представленную в виде пробивок, и преобразует ее в электрические импульсы.

Основу *БВвП* составляют механизмы сцепления и тормоза, образующие узел лентопротяжки, и блок считывания.

Механизм сцепления представляет собой систему из двух магнитноразделенных роликов — ведущего *3* и прижимного *4*. Ведущий ролик *3* одной стороной укреплен на оси электродвигателя, другой — посажен в тефлоновый подшипник, впрессованный во втулку *2*. Втулка закреплена на сердечнике соленоида сцепления *1*. Прижимной ролик прижимается угольником *6* через резиновую прокладку *5* к ведущему ролику.

Механизм тормоза состоит из подвижной и неподвижной частей. В неподвижную часть входит соленоид *13* U-образной формы. Подвиж-

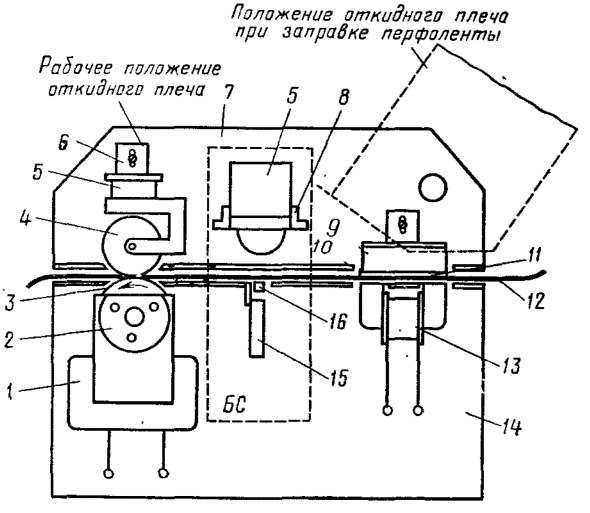


Рис. 7.7. Схема FS-1501

ной частью механизма тормоза является плоский сердечник *11*, который прижимается угольником *9* через резиновые прокладки *10* к U-образному сердечнику.

За счет постоянного механического контакта перфоленты с прижимным роликом и плоским сердечником и малых механических перемещений обеспечивается высокое быстродействие устройства.

Соленоиды механизмов сцепления и тормоза расположены на ленточном столике *14*. Прижимной ролик и плоский сердечник находятся в откидном плече *7*. Перфолента *12* движется в зазоре между направляющим каналом ленточного столика и откидным плечом. Применение откидного плеча упрощает заправку перфоленты в устройство. Рабочее положение откидного плеча фиксируется пружинной защелкой. Ширина направляющего канала регулируется установочной планкой, которая фиксируется в четырех положениях и перемещается при помощи ручки. Основные части блока считывания *БС*, состоящего из осветительной лампочки, объектива, призмы, заканчивающейся цилиндрической линзой, и головки с фотодиодами, также крепятся к ленточному столику и откидному плечу.

Головка с фотодиодами *15* располагается за осветительной щелью направляющего канала. Она содержит десять фотодиодов, отделенных друг от друга светонепроницаемыми перегородками (восемь фотодиодов считывают информацию с информационных дорожек, девятый — с синхродорожки, десятый служит для контроля за заправкой в устройство перфоленты). Между фотодиодами и перфолентой находится стеклянная диафрагма *16* с прямоугольными отверстиями, которые точно ограничивают длину и ширину светового пучка, падающего на фотодиоды. Призма *5* закреплена на передвижной раме *8* в средней части откидного плеча. Она направляет световой поток от лампочки, расположенной сбоку от лентопротяжного тракта, на перфоленту.

Осветительная лампочка и объектив находятся на передней стенке устройства и на рисунке не показаны.

Работа устройства FS-1501 происходит под действием внешних взаимоинвертированных управляющих сигналов «*Пуск*» и «*Стоп*» (см. рис. 7.7). Устройство будет готово к работе, если на него подано питание, заправлена перфолента и откидное плечо находится в рабочем положении и на выходе появится сигнал «*Готовность FS*».

До прихода сигнала «*Пуск*» соленоид сцепления обесточен, а соленоид тормоза возбужден. В это время перфолента неподвижна, так как сила торможения в несколько раз больше силы сцепления перфоленты с ведущим роликом *3*. Последний получает постоянное вращение от электродвигателя. Узкий световой луч находится перед очередным кодом (строкой на перфоленте) символа, так что ни один из фотодиодов не засвечен. По сигналу «*Пуск*» соленоид тормоза *13* обесточивается, а соленоид сцепления *1* возбуждается и притягивает прижимной ролик *4*, а последний прижимает перфоленту к ведущему ролику *3*. Сила сцепления ведущего ролика с перфолентой возрастает, и она передвигается вперед на одну позицию. Происходит считывание кода очередной строки. При наличии пробивки на перфоленте блоком считывания вырабатывается импульс на соответствующей кодовой шине символа, что соответствует единице в кодовой комбинации символа.

При считывании информации с восьмидорожечных перфолент в *УУВв* устанавливается один из двух возможных режимов ввода — «*8 чет.*» или «*8 нечет.*». Например, в режиме «*8 нечет.*» каждая строка перфоленты должна содержать нечетное число пробивок. Этим обеспечивается контроль правильности считывания и передачи информации. Считанный код символа поступает в блок усиления и формирования сигналов *БУФС*. В момент затемнения фотодиода синхронизирующей дорожки в устройство FS-1501 поступает сигнал «*Стоп*». Величина тормозного пути при полной скорости передвижения перфоленты не превышает 1,5 мм.

Связь устройства FS-1501 с ЭВМ, а также управление его работой осуществляется устройством управления вводом (УУВв), которое может работать в режимах «*Работа с ЭВМ*» и «*Автоном*».

Режим «*Автоном*» предусмотрен для проверки и наладки основных функциональных блоков УУВв. Перевод УУВв в режим «*Автоном*» осуществляется с пульта управления устройства без отключения от ЭВМ.

Режим «*Работа с ЭВМ*» является основным рабочим режимом устройства и обеспечивает ввод информации, считываемой с перфоленты в ЭВМ.

Единицей информации при обмене ЭВМ с УУВв является символ, состоящий из восьми двоичных разрядов (семи информационных разрядов и одного контрольного).

Для хранения кода символа, подлежащего вводу в ЭВМ, в УУВв имеется регистр символа. Передача кодов символов в ЭВМ осуществляется по запросам УУВв. На ввод каждого символа формируется сигнал «*Запрос*». Код символа передается в ЭВМ по восьмикодовым шинам символа одновременно.

Связь УУВв с ЭВМ устанавливается только на время приема команды и выдачи информации в ЭВМ.

В УУВв реализуется две команды обращения: «*Ввести символ*», «*Ввести массив*».

По команде «*Ввести символ*» в ЭВМ вводится один символ и связь УУВв с ЭВМ после этого прекращается.

По команде «*Ввести массив*» ввод символов в ЭВМ продолжается до прихода из ЭВМ признака конца ввода сигнала «*Конец массива*», после чего связь УУВв с ЭВМ прекращается. Согласование работы УУВв с внутренним циклом ЭВМ осуществляется синхроимпульсами ЭВМ.

Структурная схема УУВв приведена на рис. 7.8.

В состав УУВв входят следующие функциональные узлы: регистра символа; контроля и корректировки; формирования кода символа-управления; формирования запроса; синхронизации; сбоев; электро; питания и пульт управления.

Узел регистра символа *УРгС* предназначен для приема и хранения информации, соответствующей пробивкам на одной строке перфоленты.

Узел контроля и корректирования *УКК* осуществляет контроль принятого в *УРгС* символа и последующую его корректировку.

При вводе с пяти- или семидорожечных перфолент информация, соответствующая пробивкам на перфоленте, заносится соответственно в пять или семь разрядов *УРгС*, восьмой контрольный разряд обменного символа формируется путем добавления «1» в случае, если записанная с перфоленты часть обменного символа «*Чет*».

При вводе информации с восьмидорожечных перфолент содержимое вводимой с перфоленты строки заносится в 1 ÷ 8-й разряды *УРгС*. Записанный в *УРгС* код символа проверяется на «*Нечет.*» или «*Чет.*» и в случае «*Чет.*» осуществляется корректировка символа путем изменения его контрольного разряда.

Узел формирования кода символа *УФКС* предназначен для передачи в ЭВМ кода обменного символа по восьми кодовым шинам параллельно.

Узел управления *УУ* осуществляет прием из ЭВМ команд и управляющих сигналов, запуск УУВв на отработку сигналов и выдачу остальных сигналов в ЭВМ. *УУ* производит анализ готовности к работе устройства FS-1501 (заправлена ли перфолента, подано ли питание,

откидное плечо в рабочем ли положении) и производит пуск и останов лентопротяжного механизма.

Узел формирования запроса *УФЗ* вырабатывает сигнал «*Запрос*», синхронизированный синхроимпульсами *СИ* с внутренним циклом ЭВМ.

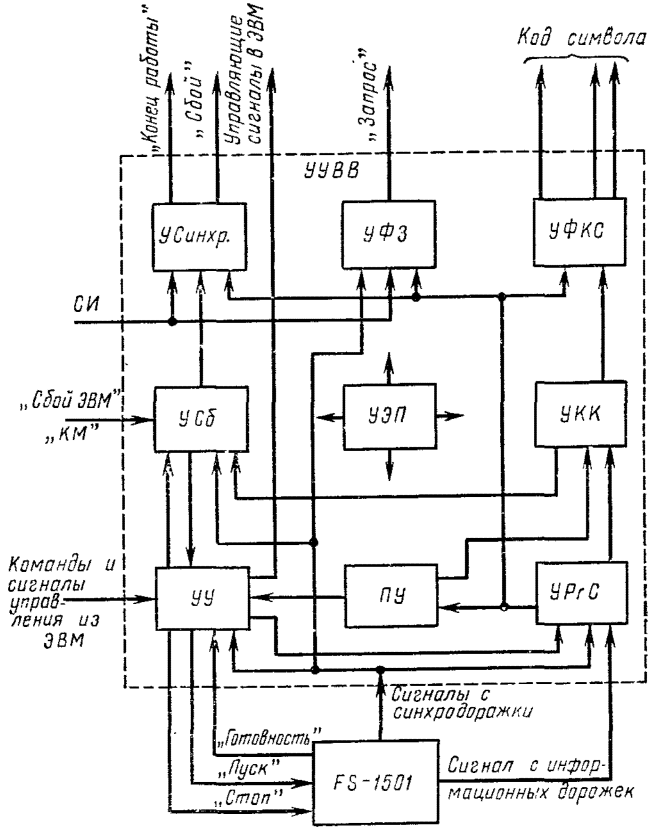


Рис. 7.8. Структурная схема УУВв

Узел синхронизации *УСинхр*. предназначен для формирования сигналов «*Конец работы*» и «*Сбой*», синхронизированных с внутренним циклом ЭВМ. По сигналам «*Конец работы*» и «*Сбой*» связь УУВв с ЭВМ прекращается.

Узел сбоев *УСб* фиксирует сбои УУВв, сигналы сбоя, поступающие из ЭВМ («*Сбой ЭВМ*»), и отключает УУВв от ЭВМ.

Пульт управления *ПУ* предназначен для проверки УУВв в автономном режиме. На пульте управления задаются режимы работы УУВв («*Автоном*», «*Работа с ЭВМ*») и режим ввода перфоленты.

Узел электропитания *УЭП* предназначен для питания элементов УУВв стабилизированными напряжениями —15; —8,5; +2,5В и переменными напряжениями 220 и 36 В, 50 Гц.

Связь УУВв с ЭВМ устанавливается с момента поступления в *УУ* команды обращения. Если УУВв готово к работе (на пульте управления установлен режим «*Работа с ЭВМ*» и из устройства FS-1501 поступает сигнал «*Готовность*») и не занято, то оно приступает к выполнению поступившей команды. Если УУВв занято выполнением предыдущей команды обращения, то оно не выходит на связь с ЭВМ по данному обращению.

Рассмотрим выполнение устройством команды «*Ввести символ*». По сигналу «*Пуск-1*», поступающему из ЭВМ, устройство переводится в состояние «*Занято*» и узел управления осуществляет сброс *УРгС* и запуск лентопротяжного механизма устройства FS-1501 (сигнал «*Пуск*»). При протяжке перфоленты происходит считывание кода символа. Занесение кода символа в *УРгС* стробируется сигналом с синхродорожки. Принятый в *УРгС* код символа контролируется *УКК* на соответствие числа единиц нечетному числу (рассматривается режим ввода перфоленты «*8 нечет.*»). Скорректированный в соответствии с семью младшими разрядами код символа поступает в *УФКС*.

По заднему фронту сигнала с синхродорожки осуществляется запуск *УФЗ*, и *УУ* вырабатывает сигнал на остановку лентопротяжного механизма (сигнал «*Стоп*»). По очередному синхроимпульсу из ЭВМ узел формирования запроса вырабатывает сигнал «*Запрос*». В ответ на этот сигнал из ЭВМ приходит сигнал «*Пуск-2*». По сигналу «*Пуск-2*» *УУ* снимает сигнал «*Запрос*» и посылает в ЭВМ сигнал «*Ввод*». Ответом ЭВМ на сигнал «*Ввод*» является сигнал «*Обмен*», по которому скорректированный код символа вводится в ЭВМ, и *УУ* осуществляет запуск узла синхронизации. За сигналом «*Обмен*» из ЭВМ могут поступить сигналы «*КМ*» и «*Сбой ЭВМ*». Узел управления *УУ* стробирует прием этих сигналов в *УСб*. По очередному синхроимпульсу из ЭВМ *УСинхр.* посылает в ЭВМ сигнал «*Конец работы*», по которому связь устройства с ЭВМ прекращается.

Команда «*Ввести массив*» на первом этапе выполняется аналогично команде «*Ввести символ*». Отличие заключается лишь в том, что по сигналу «*Обмен*» после ввода в ЭВМ кода первого символа *УУ* осуществляет сброс *УРгС* и запуск лентопротяжного механизма устройства FS-1501 на считывание следующей строки перфоленты. Этот процесс продолжается до поступления из ЭВМ сигнала «*КМ*», который фиксируется в *УСб*. Так как сигнал «*КМ*» по времени поступает после сигнала «*Обмен*», то УУВв выполняет еще один цикл ввода. В этом цикле по сигналу «*Обмен*» узел сбоев запретит новый пуск лентопротяжного механизма и запустит *УСинхр.* на выработку сигнала «*Конец работы*».

При неправильном считывании символа *УКК* вырабатывает сигнал «*Чет.*». При наличии сигнала «*Чет.*» по заднему фронту сигнала с синхродорожки происшедший в УУВв сбой фиксируется в *УСб*. По сигналу «*Обмен*» сбойный (откорректированный) символ вводится в ЭВМ и осуществляется запуск *УСинхр.* По очередному синхроимпульсу в ЭВМ поступает сигнал «*Сбой*». Связь УУВв с ЭВМ по этому сигналу прекращается.

Если в процессе обмена информацией между УУВв и ЭВМ в последней произошел сбой (сигнал «*Сбой ЭВМ*»), то он фиксируется в *УСб*.

После поступления сигнала «*Сбой ЭВМ*» УУВв вводит в ЭВМ еще один символ и прекращает свою работу. Сигналы «*Конец работы*» и «*Сбой*» в этом случае не вырабатываются.

Примерно так же организуется ввод информации и при ее считывании с перфокарт, но само устройство имеет существенные отличия. Рассмотрим это на примере вводного устройства ВУ-600.

Механизм ВУ-600 может работать в режимах: непрерывного ввода перфокарт и стартстопного ввода. Скорость считывания при непрерывном вводе составляет до 600 перфокарт/мин, при стартстопном вводе — до 300 перфокарт/мин. В блоке считывания механизма ВУ-600 использован фотоэлектрический метод восприятия информации. Считывание информации с перфокарт осуществляется поколоночно по всем 12 позициям колонки одновременно.

Ввод перфокарт производится узкой стороной вперед.

Емкость приемного и подающего магазинов ВУ-600 составляет 1000 перфокарт.

В механизме ВУ-600 использован электродвигатель типа АОП-1214 (380/220 А; 180 Вт; 1400 об/мин).

Включение и выключение электродвигателя, задание режима ввода перфокарт, а также управление работой механизма ВУ-600 осуществляются внешними управляющими сигналами.

При переполнении приемного магазина или при отсутствии перфокарт в подающем магазине механизм ВУ-600 выдает во внешнюю цепь сигнал «*Карман*». Во внешние цепи выдаются также синхронизирующие сигналы и код символа.

Питание механизма ВУ-600 осуществляется от трехфазной сети переменного тока напряжением 380/220 В, 50 Гц и источников постоянного тока — 15; —8,5 и —25 В.

Кинематическая схема механизма ВУ-600 представлена на рис. 7.9. В ее состав входят кинематические цепи транспортирования, подачи и управления подающим ножом.

Цепь транспортирования. Вращение от двигателя *1* через шкивы *2* и *3* и ременную передачу *4* передается валу *5*. На последнем закреплено зубчатое колесо *6*, работающее в паре с зубчатыми колесами *7* и *8*, насаженными на транспортирующие валы *9* и *10*. Верхние обрезиненные валы *11* и *12* прижаты через подшипники скольжения пружинами *13* к нижним металлическим валам *9* и *10* и получают от них вращение. На валу *9* закреплен диск синхронизации *14*, с одной стороны которого расположен фотодиод *15*, а с другой — лампа накаливания *16*.

Цепь подачи. Вращение от вала *5* через шкивы *17* и *18* и ременную передачу *19* передается валу *20*, на котором закреплен эксцентрик *21*. Последний через поводок *22*, укрепленный на оси *23*, обеспечивает возвратно-поступательное движение оси *24*, связанной с подвижной планкой *25*. Контакт поводка, заканчивающегося роликом *26*, с эксцентриком обеспечивается пружиной *27*. Помимо этого, пружина *27* совместно с упором *33* гасит инерцию подвижной планки при ее движении к транспортирующим валам. К оси *24* шарнирно прикреплен

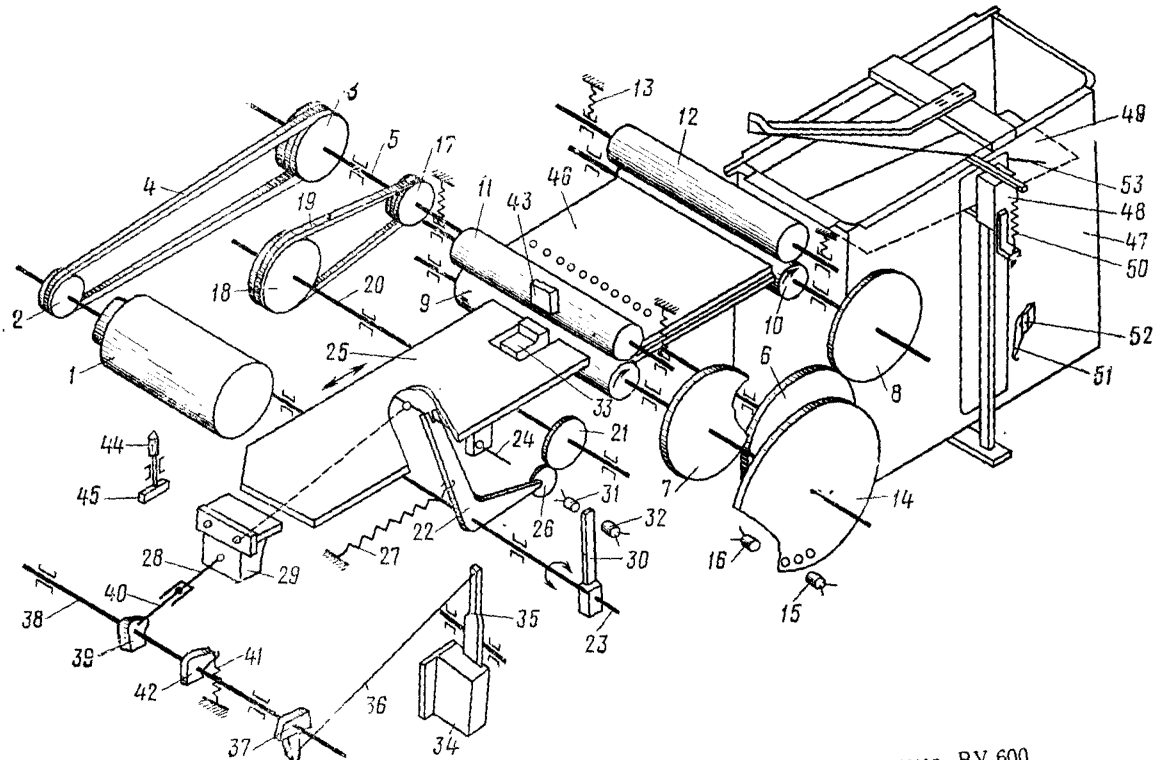


Рис. 7.9 Кинематическая схема механизма ВУ-600

шатун *28*. Последний жестко связан с подающим ножом *29*. На оси *23* закреплена заслонка блокировки подъема подающего ножа *30*, которая при повороте оси *23* по часовой стрелке перекрывает световой поток от лампочки *31* на фотодиод *32*.

Цепь управления подающим ножом. При возбуждении обмотки магнита *34* внешним управляющим сигналом якорь *35* посредством тяги *36* и рычага *37* поворачивает против часовой стрелки ось *38*. Последняя с помощью рычага *39* и штока *40*, вставленного в отверстие шатуна *28*, поднимает подающий нож *29* в рабочее положение. Шток к рычагу *39* крепится шарнирно. Исходное положение подающего ножа обеспечивается пружиной *41* через рычаг *42*, закрепленный на оси *38*.

Массив перфокарт закладывается в подающий магазин таким образом, что нижняя перфокарта лежит на подвижной планке *25*. В нижней части подающего магазина находится перфокарточная щель, образованная упором *33* и планкой *43*, прикрепленной к стенке подающего магазина. Размер перфокарточной щели немногим больше толщины перфокарты. Перфокарты нажимают на кнопку *44*, которая включает микровыключатель *45*. С этого момента во внешнюю цепь подается сигнал, разрешающий включение механизма. При включении двигателя подвижная планка *25* совершает возвратно-поступательное движение, однако перфокарты остаются неподвижными, так как коэффициент трения перфокарт между собой больше коэффициента трения нижней перфокарты с подвижной планкой. Включение электромагнита *34* разрешается в тот момент, когда заслонка *30* перекрывает световой поток от лампочки *31* на фотодиод *32*. Если в этот момент на электромагнит *34* поступил управляющий сигнал, то подающий нож *29* поднимается в рабочее положение, при движении подвижной планки к транспортирующим валам захватывает нижнюю перфокарту и через перфокарточную щель досылает ее в транспортирующие валы *9* и *11*. Пройдя блок считывания *46* и вторую пару транспортирующих валов *10* и *12*, перфокарта выбрасывается в приемный магазин *47*. При заполнении приемного магазина перфокартами каретка *48* с подвижным дном *49*, поддерживаемая пружиной *50*, плавно опускается и при наличии в приемном магазине 1000 перфокарт через упор *51* и микровыключатель *52* выключает механизм. Выгнутая полоса *53* обеспечивает направление перфокарте при укладке в приемном магазине.

В стартстопном режиме после ввода одной перфокарты электромагнит *34* отключается. Подача в блок считывания следующей перфокарты осуществляется по очередному управляющему сигналу.

В режиме непрерывного ввода электромагнит *34* не отключается и перфокарты вводятся непрерывно.

§ 7.8. ВЫВОД ИНФОРМАЦИИ НА ПЕРФОЛЕНТЫ И ПЕРФОКАРТЫ

Запись результатов вычислений, произведенных ЭВМ в виде пробивок на перфолентах и перфокартах, производится с помощью перфораторов ленточных и карточных. Принципиально эти перфораторы не отличаются от тех, которые предназначаются для ручной подготовки перфолент и перфокарт (см. § 6.2).

Так, в ряде машин в качестве выводных ленточных перфораторов используют те же перфораторы, что и в устройствах подготовки данных на перфолентах (например, ПЛ-80), или аналогичные, но повышенного быстродействия (ПЛ-150, ЕС-7022). При этом для связи ленточного перфоратора с машиной и управления его работой создаются специальные устройства, называемые *устройствами управления выводом* (УУВ). Рассмотрим работу УУВ машины «Минск-32», осуществляющего управление ленточным перфоратором ПЛ-80.

УУВ может работать в режимах «*Работа с ЭВМ*» и «*Автоном*». Режим «*Автоном*» предусмотрен для проверки и наладки основных функциональных блоков УУВ. Перевод УУВ в режим «*Автоном*» осуществляется с пульта управления устройства без отключения от ЭВМ.

Единицей информации при обмене ЭВМ с УУВ является *символ*, состоящий из восьми двоичных разрядов (семи информационных разрядов и одного контрольного). Для хранения кода символа, подлежащего выводу из ЭВМ, в УУВ имеется регистр символа. Передача кодов символов из ЭВМ осуществляется по запросам УУВ (на вывод каждого символа формируется сигнал «*Запрос*»). Код символа передается из ЭВМ по восьми кодовым шинам символа одновременно.

Связь УУВ с ЭВМ устанавливается только на время приема команды и информации из ЭВМ. В УУВ реализуются команды обращения «*Вывести символ*» и «*Вывести массив*». По команде «*Вывести символ*» из ЭВМ выводится на перфоленту один символ. Связь УУВ с ЭВМ после этого прекращается. По команде «*Вывести массив*» вывод на перфоленту символов из ЭВМ продолжается до поступления из ЭВМ признака конца вывода (сигнала «*Конец массива*»), после чего связь УУВ с ЭВМ прекращается.

Согласование работы УУВ с внутренним циклом ЭВМ осуществляется синхроимпульсами ЭВМ (СИ).

УУВ обеспечивает вывод информации на пяти-, шести-, семи- и восьмидорожечные перфоленты. Режим вывода задается на пульте управления устройства. При выводе информации на пяти-, шести- и семидорожечные перфоленты соответствующие старшие разряды кода символа блокируются. При выводе информации на восьмидорожечные перфоленты в УУВ устанавливается один из двух возможных режимов вывода—«*8 чет.*» или «*8 нечет.*». Это означает, что, например, в режиме «*8 чет.*» каждая строка перфоленты содержит четное число пробивок. Вывод семи младших разрядов кода символа на перфоленту осуществляется в режиме копии, т. е. при наличии единицы в кодовой комбинации символа производится пробивка на соответствующей дорожке перфоленты. Контроль выведенного на перфоленту символа в УУВ не производится.

Согласование работы УУВ с перфораторами ПЛ-80 осуществляется синхросигналами последнего: «*Прием кода*», «*Готовность*», «*Начало цикла*». Структурная схема УУВ приведена на рис. 7.10.

В состав УУВ входят следующие функциональные узлы: регистра символа *РгС*; контроля *УК*; управления перфорацией *УУП*; узел усиления *УУс*; управления связью УУСв; конечных ситуаций *УКнСт*; пульт управления *ПУ*; электропитания *УЭП*.

УРгС предназначен для приема информации, поступающей из ЭВМ, и хранения ее на время, необходимое для перфорации.

УК осуществляет контроль принятого в регистр кода символа на соответствие числа единиц в нем нечетному числу.

УУП задает временную последовательность вывода кода символа из регистра символа на перфоленту, осуществляет пуск и останов двигателя перфоратора ПЛ-80, обеспечивает стробирование синхросигналов, поступающих из перфоратора.

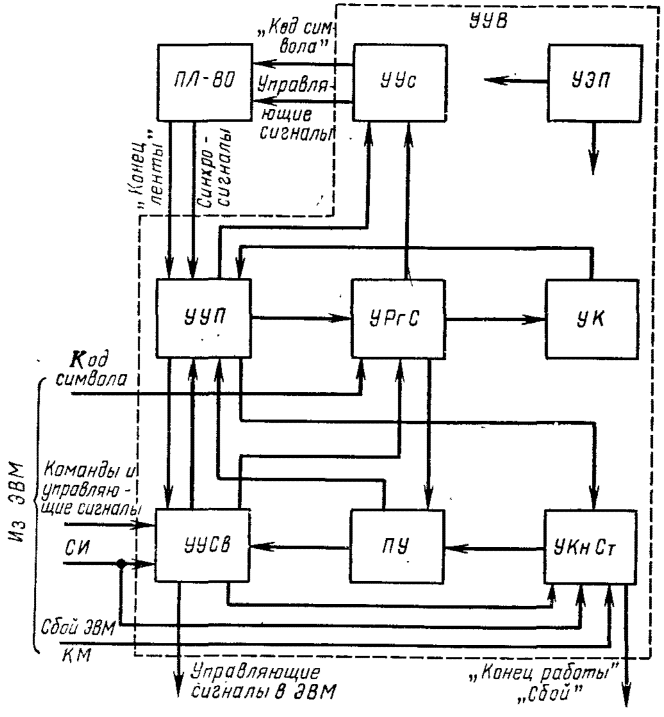


Рис. 7.10. Структурная схема УУВ

УУс предназначен для усиления по мощности и выдачи в перфоратор управляющих и кодовых сигналов.

УУСв осуществляет прием из ЭВМ команд и управляющих сигналов, запуск УУВ на отработку этих сигналов и выдачу ответных сигналов в ЭВМ. Узел управления связью стробирует поступление из ЭВМ кода символа и сигналов «*Конец массива*» («*КМ*») и «*Сбой ЭВМ*».

УКнСт фиксирует сбои УУВ, а также сигналы сбоя («*Сбой ЭВМ*»), поступающие при передаче информации из ЭВМ; сигналы «*Конец работы*» и «*Сбой*», синхронизированные с внутренним циклом ЭВМ. По сигналам «*Конец работы*» и «*Сбой*» связь УУВ с ЭВМ прекращается.

ПУ предназначен для проверки УУВ в автономном режиме. На *ПУ* задаются режим работы УУВ («*Автоном*», «*Работа с ЭВМ*») и режим вывода на перфоленту.

УЭП предназначен для питания элементов УУВ стабилизированными напряжениями —27, —15, —8,5, +2,5 В и нестабилизированным напряжением — 40 В.

Работа УУВ происходит следующим образом.

Связь УУВ с ЭВМ устанавливается с момента поступления в *УУСв* команды обращения. Если УУВ готово к работе (на пульте управления установлен режим работы «*Работа с ЭВМ*», из перфоратора ПЛ-80 не поступает сигнал «*Конец ленты*») и не занято, то устройство приступает к выполнению поступившей команды. Если же УУВ занято выполнением предыдущей команды обращения, то оно не выходит на связь с ЭВМ по данному обращению.

Рассмотрим выполнение устройством команды «*Вывести символ*».

По сигналу «*Пуск-1*» устройство переводится в состояние «*Занято*» и *УУСв* осуществляет сброс регистра символа. За сигналом «*Пуск-1*» из ЭВМ поступает сигнал «*Конец передачи*», по которому *УУСв* формирует сигнал «*Запрос*». Ответом ЭВМ на сигнал «*Запрос*» является сигнал «*Пуск-2*», по которому *УУСв* посылает в ЭВМ сигнал «*Вывод*», снимает сигнал «*Запрос*» и формирует сигналы «*Прием символа*» и «*Прием КМ и сбой ЭВМ*». «*Прием символа*» стробирует занесение кода символа, поступающего из ЭВМ в *РгС*. Сигналом «*Прием КМ и сбой ЭВМ*» стробируется поступление из ЭВМ сигналов «*КМ*» и «*Сбой ЭВМ*», при наличии которых УУВ организует выход из связи с ЭВМ. В ответ на сигнал «*Вывод*» из ЭВМ поступает код символа. Принятый в *РгС* код символа анализируется *УК* на соответствие числа единиц в нем нечетному числу. Результат анализа — сигнал «*Нечет.*» или в случае сбоя сигнал «*Чет.*» — фиксируется в *УУП*. По сигналу «*Конец передачи*», поступающему из ЭВМ за кодом символа, *УУСв* прекращает формирование сигнала «*Прием символа*» и с некоторой задержкой, вызванной тем, что сигналы «*КМ*» и «*Сбой ЭВМ*» по времени приходят позже сигнала «*Конец передачи*», снимает сигнал «*Прием КМ и СбойЭВМ*» и вырабатывает сигнал «*Старт*».

По сигналу «*Старт*» узел управления перфорацией *УУП* формирует сигнал на запуск двигателя перфоратора, если двигатель до этого не был включен, и стробирует поступление из перфоратора ПЛ-80 синхросигналов «*Прием кода*». По переднему фронту сигнала, запускающего двигатель, организуется запрет на прием в *УУП* синхросигналов «*Готовность*» и «*Начало цикла*». Длительность запрета равна 0,3 с и определяется временем разгона двигателя перфоратора. По сигналу «*Прием кода*» *УУП* разрешает перфорацию кода символа, занесенного в регистр символа. Для повышения надежности перфорация первого символа осуществляется несколько раз в течение всего времени запрета приема сигналов «*Готовность*» и «*Начало цикла*». По истечении этого времени по сигналу «*Готовность*» узел управления перфорацией *УУП* прекращает перфорацию кода символа, вырабатывает сигнал «*Конец перфорации*», осуществляет сброс *РгС*, разрешает транспортировку ленты, прекращает стробирование сигнала «*Прием кода*» и с задержкой в несколько секунд, если за это время не поступил новый сигнал «*Старт*», выключает двигатель перфоратора.

Сигналом «*Конец перфорации*» осуществляется запуск *УКнСт*. По очередному синхроимпульсу, поступающему из ЭВМ, *УКнСт* посылает в ЭВМ сигнал «*Конец работы*». Связь УУВ с ЭВМ по этому сигналу прекращается. По сигналу «*Начало цикла*», поступающему из перфоратора, *УУП* прекращает транспортировку перфоленты.

Команда «*Вывести массив*» на первом этапе выполняется аналогично команде «*Вывести символ*». Отличие заключается лишь в том, что по сигналу «*Конец перфорации*» после вывода на ленту первого символа *УУСв* формирует сигнал «*Запрос*», по которому организуется новый цикл связи для вывода следующего символа. Новый цикл связи начинается во время транспортировки перфоленты, относящейся к предыдущему циклу. Перфорация второго и последующих символов производится один раз, так как двигатель остается включенным и запрет на прием сигналов «*Готовность*» и «*Начало цикла*» не формируется.

Описанный выше процесс продолжается до поступления из ЭВМ сигнала «*КМ*». По сигналу «*КМ*» осуществляется запуск узла конечных ситуаций на формирование сигнала «*Конец работы*». Узел управления связью *УУСв* сигнал «*Старт*» не вырабатывает. Находящийся в регистре код символа на перфоленту не выводится.

При поступлении в *РгС* из ЭВМ кода символа с четным количеством единиц *УК* формирует сигнал «*Чет.*», который фиксируется в узле управления перфорацией. По сигналу «*Старт*» узел управления перфорацией *УУП* осуществляет запуск *УКнСт*. Последний по очередному синхроимпульсу из ЭВМ посылает в ЭВМ сигнал «*Сбой*». По этому сигналу связь УУВ с ЭВМ прекращается, сбойный символ на ленту не выводится.

Если в процессе обмена информацией между УУВ и ЭВМ в последней произошел сбой (сигнал «*Сбой ЭВМ*»), то он фиксируется в *УКнСт*. Контроль и перфорация принятого в регистре символа кода символа не производятся. Сигналы «*Конец работы*» и «*Сбой*» в этом случае не вырабатываются.

Для вывода результатов вычислений на перфокарты имеются специальные карточные перфораторы. В отличие от перфораторов, используемых в устройствах подготовки данных, эти перфораторы не имеют клавиатуры и выполнены в ином конструктивном оформлении. Рассмотрим карточный перфоратор ПЭМ-80, предназначенный для записи результатов в виде пробивок на 80-колонные перфокарты.

Перед началом работы колоду чистых карт ровной стопкой *2* укладывают в магазин подачи *1* (рис. 7.11) в количестве, не превышающем его емкости (700 карт). Рабочий процесс движения карты в транспортном тракте от магазина *1* до приемных карманов можно разбить на пять циклов. Во время каждого цикла в транспортный тракт из магазина подачи *1* подается одна перфокарта. За цикл она перемещается на один картоход (величину, равную ширине карт, плюс расстояние между ними).

На первом цикле нижняя перфокарта отсекается подающим иожом *1* от стопки и через карточную щель подается к первой паре непрерывно вращающихся транспортных роликов *3* и захватывается ими.

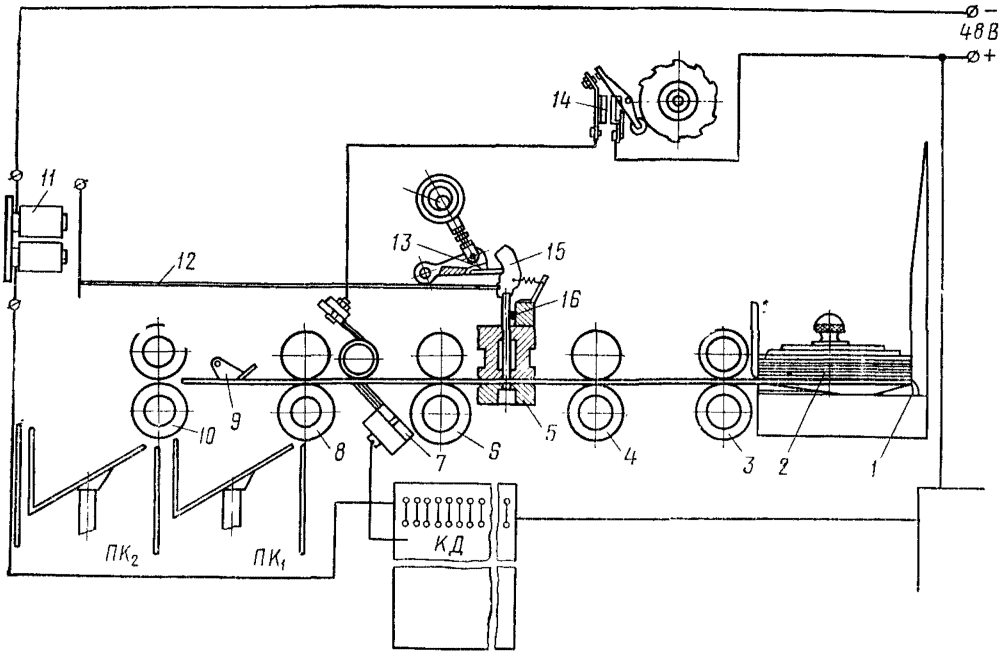


Рис. 7.11. Схема выводного карточного перфоратора ПЭМ-80

На втором цикле перфокарта продолжает движение, поступает ко второй паре прерывисто вращающихся транспортных роликов *4* и подводится ими к пробивному устройству. Переход к прерывистому движению производится для того, чтобы осуществлять перфорирование карты в моменты ее останова (между непрерывно вращающимися роликами *3* и прерывисто вращающимися роликами *4* перфокарта частично изгибается).

На третьем цикле пробивным устройством с 80 пробивными соленоидами осуществляется пробивка карты. Каждый соленоид *11* состоит из двух последовательно соединенных катушек, работающих на один якорь. Управляющие токовые импульсы на пробивные соленоиды подаются от соответствующих мощных усилителей.

При поступлении импульса в соленоид *11* его якорь притягивается и через тягу *12* подводит собачку *15* к торцу ударной планки бойка *13*. Боек *13* при вращении эксцентрикового вала совершает возвратно-поступательное движение. При ударе планки бойка *13* по собачке последняя воздействует на пуансон *16* и он, перемещаясь в матрицу *5*, пробивает отверстие в перфокарте. В этот момент соленоид *11* обесточивается. Ударная планка бойка *13*, собачка *15* и пуансон *16* возвращаются в исходное положение. Продолжая прерывистое движение при помощи третьей пары прерывисто вращающихся роликов *6*, перфокарта подводится к воспринимающему блоку *7*.

На четвертом цикле с помощью воспринимающего блока *7* происходит считывание произведенных пробивок. Это осуществляется щеточным блоком, в котором имеется 80 щеток, расположенных в один ряд перпендикулярно направлению движения перфокарты. При отсутствии перфокарты все щетки контактируют с контактным валиком. При наличии перфокарты контактирование осуществляется только теми щетками, над которыми имеется пробивка в перфокарте. В цепи +48 В — токопрерыватель *14* — питающая щетка — контактный валик — щетка считывания появляется сигнал. Для контроля правильности пробивок эти сигналы через коммутационную связь подаются в ЭВМ.

На пятом цикле при отсутствии сигнала в сортировальном устройстве перфокарта по направляющей планке попадает к пятой паре непрерывно и ускоренно вращающихся транспортных роликов *10* и укладывается в приемный карман $ПК_2$. Если же в сортировальный механизм поступит управляющий сигнал, носик направляющей изменит свое положение и направит карту в приемный карман $ПК_1$.

Выбор соответствующих мощных усилителей, управляющих пробивными соленоидами, осуществляется устройством управления. Вся информация, подлежащая записи на очередной перфокарте, в режиме «*Занесение*» передается из ЭВМ в БЗУ устройства управления. Затем в режиме «*Преобразование кода*» происходит преобразование информации из двоичного машинного кода перфокарты и ее перепись в это же БЗУ. Обмен информацией между устройствами ЭВМ осуществляется восьмиразрядными символами. По этой причине и адреса БЗУ состоят из восьми разрядов. Ввиду этого преобразованная в двенадцатиразрядный код информация разбивается на две части и записывается в два адреса. Преобразование происходит таким образом, что информация,

подлежащая выводу на первую половину перфокарты (позиции «12», «11», «10», «1», «2», «3»), записывается по четным адресам БЗУ, а подлежащая выводу на вторую половину (позиции «4», «5», «6», «7», «8», «9») — по нечетным адресам БЗУ.

При подходе позиции «12» перфокарты под пробивное устройство перфоратора схема управления выдает управляющие потенциалы, по которым в блоке управления формируется сигнал «*Позиция*». Сигнал «*Позиция*» переключает работу устройства в режим «*Перфорация и контроль*».

В режиме «*Перфорация и контроль*» осуществляется перенос информации из БЗУ на перфокарту (подрежим «*Перфорация*») и контроль правильности перфорации (подрежим «*Контроль*»).

Одновременно по сигналу «*Позиция*» начинается рабочий цикл БЗУ и считывается содержимое БЗУ по нулевому адресу. Из считанной информации выбирается только та, которая соответствует перфорируемой позиции, что определяется счетчиком позиций. Если считана «1», то она в виде сигнала «*Занесение в РгП*» подается на вход младшего триггера промежуточного регистра (РгП) и в виде сигнала «*1 перф.*» — в блок сбоев на счетчик контрольной суммы. Далее устанавливается следующий четный адрес, а информация в промежуточном регистре сдвигается на один разряд влево. Затем организуется новый цикл работы. Во втором и последующих (вплоть до шестнадцатого) циклах происходят операции, аналогичные первому циклу.

При обращении к шестнадцатому четному адресу БЗУ вырабатывается сигнал «*Конец такта*». На этом первый такт окончился. В результате шестнадцати обращений к БЗУ информация, соответствующая позиции «12» перфокарты этих четных адресов, была занесена в промежуточный регистр. При наличии уровня «*Второй такт*», «*Разрешение перфорации*» и сигнала «*Сброс перфорации*» информация из промежуточного регистра передается в блок каналов перфорации на усилители, управляющие работой первых шестнадцати соленоидов, и запоминается в них. Промежуточный регистр возвращается в исходное состояние. Такой цикл работы повторяется пять раз (5 тактов), и информация из промежуточного регистра распределяется по усилителям соответствующих соленоидов с помощью уровней «*Второй такт*» ÷ «*Пятый такт*» и уровня «*Последний адрес*», формирующихся в блоке регистра адреса.

По сигналу «*Разрешение перфорации*» происходит перфорация. Кроме того, вся выбранная на данную позицию информация оказывается просуммированной в счетчике контрольной суммы для данной перфорируемой перфокарты.

Цикл перфорации и контроля для данной позиции закончен, и устройство будет ждать следующего сигнала «*Позиция*». В результате выполнения этого цикла для:

а) перфорируемой перфокарты: выбрана информация из одноименных разрядов (разряд «Б») 80 адресов БЗУ; сформирована строка для перфорации; вся выбранная информация просуммирована в счетчике контрольной суммы перфорируемой перфокарты; в каждом адресе ин-

формация разряда «Б» просуммирована с информацией контрольного разряда и результат записан в том же контрольном разряде;

б) контролируемой перфокарты: в счетчике контрольной суммы к сумме пробивок, которые должны были быть отперфорированы на этой перфокарте (в предыдущем цикле работы перфоратора), добавлена сумма непробивок, считанная с одноименной позиции этой перфокарты.

Такой цикл работы (выборка на перфорацию и контроль) повторяется для каждой позиции перфокарты (всего 12 раз). Причем каждый раз читается 80 адресов БЗУ.

Для контроля правильной транспортировки перфокарт по транспортному тракту установлены четыре карточных контакта. С помощью первого карточного контакта контролируется наличие перфокарт в магазине. С помощью второго контакта, расположенного около первой пары транспортных валиков, контролируется выход перфокарт из магазина подачи. Третий контакт предназначен для контроля наличия перфокарт в пробивном устройстве и расположен около второй пары транспортных роликов. Наличие перфокарты в воспринимающем блоке осуществляется с помощью четвертого контакта.

При нарушении правильной транспортировки в ЭВМ выдается сигнал «*Сбой*». Кроме того, перфоратор выдает в ЭВМ сигналы «*Готовность*» при готовности перфоратора к выводу данных, «*Конец перфокарты*», «*Начало перфокарты*» и сигналы воспринимающего блока. Из ЦВМ в перфоратор в процессе работы поступают сигнал пуска и сигналы на перфорацию.

В случаях выхода последней перфокарты из магазина подачи, переполнении приемных карманов или нарушении правильной транспортировки, сигнал «*Готовность*» снимается и перфоратор останавливается.

§ 7.9. ВЫВОД ЗНАКОВОЙ ИНФОРМАЦИИ

Вывод знаковой информации из машины на бумагу в виде печатного текста наиболее удобен для ее дальнейшего использования. Не случайно поэтому созданию выводных алфавитно-цифровых (знаковых) печатающих устройств конструкторы уделяют значительное внимание. К настоящему времени разработано большое количество различных способов знаковой регистрации. Все их можно объединить в две основные группы: немеханические и механические.

К первой группе относятся такие способы регистрации, в которых получение отпечатка не связано с механическим контактом, ко второй группе — такие, в которых отпечаток получается в результате механического контакта печатающего элемента с бумагой.

Немеханические печатающие устройства в свою очередь можно подразделить на три подгруппы:

1) устройства, в которых печатный знак получается под воздействием светового потока, т. е. реализуется фотографический способ;

2) устройства, в которых создание печатного знака связано с использованием импульсов электрического тока (электротермический, электрохимический, электрографический, электростатический и др. способы);

3) устройства, использующие электромагнитное поле (феррографический способ).

Фотографический способ сводится к фотографированию высвечиваемых знаков на фотобумагу или фотопленку. Этот способ позволяет получать высокие скорости печати, особенно при фотографировании результатов с электроннолучевой трубки, и характеризуется высоким качеством изображения. Однако в силу многоступенчатости процесса регистрации, необходимости особого освещения и специальных материалов этот способ не нашел широкого распространения.

При *электротермическом способе* изображение знака получается на специальной электротермической бумаге. В качестве основы-подложки для ее изготовления применяется черная с графитовым наполнением токопроводящая бумага. На эту основу методом полива наносится диэлектрический слой толщиной около 3—5 мкм. Диэлектрическое покрытие электротермических бумаг имеет два слоя. Верхний слой наносится для придания бумаге белого цвета: он содержит окись титана. Нижний слой, нанесенный непосредственно на основу, носит название рабочего слоя и состоит из тиосульфата свинца; его назначение — повышение контрастности изображений. Производство электротермической бумаги освоено отечественной промышленностью и выпускается серийно.

Электротермический способ регистрации основан на явлении прожигания покрытия бумаги электрическим импульсом. Для этого пишущие электроды находятся в постоянном контакте с покрытием бумаги. При выгорании покрытия под пишущим электродом образуется черная точка.

Основными достоинствами данного способа являются высокое быстродействие и высокая механическая прочность бумаги. К недостаткам данного способа можно отнести серый фон бумаги, снижающий контрастность изображения, невозможность получения копий оригиналов обычными способами, недостаточно прочное покрытие бумаги.

Регистрация с использованием электрохимического процесса известна давно. Она применялась преимущественно для записи телеграфных изображений.

Подобно электротермическому способу, *электрохимический способ* регистрации также производится на свету, и изображение образуется сразу в процессе записи (не требуется ни проявления, ни закрепления).

Принцип получения отпечатка в рассматриваемом способе основан на электрохимической реакции, в результате которой образуется ярко окрашенный нерастворимый осадок. Между двумя металлическими электродами протягивается бумага, пропитанная специальным электролитом. При подаче напряжения на записывающие электроды через электролитическую бумагу в месте контакта проходит ток, вызывающий разложение электролита в бумаге и химическую реакцию с получением цветного осадка, который, окрашивая бумагу, образует отпечаток.

Электрохимический способ обладает таким очень важным свойством, как получение тональных изображений. Очень часто бывает необходимо в таблице или на графике выделить часть информации

из всего напечатанного массива. При электрохимическом способе регистрации это достигается довольно просто: контрастность изображения меняется при увеличении или уменьшении пропущенного через электрохимическую бумагу количества электричества. Таким образом, контрастность изображения может управляться длительностью записывающего импульса.

К достоинству электрохимических бумаг следует отнести простоту получения с них репродукции (светокопировальным способом), простоту технологического процесса получения отпечатка и несложные конструкции узла записи.

Большим преимуществом по сравнению с фотографическим способом регистрации применительно к выходным устройствам обладает *электрофотография*, в которой в отличие от обычной фотографии (где используются химические процессы) в основу положены физические процессы, внутренний фотоэффект в светочувствительных полупроводниковых слоях и силовое действие электростатического поля. В процессе электрофотографии на электрофотографических слоях образуется скрытое электростатическое изображение, которое затем проявляется частицами мелкого окрашенного порошка, несущими электрический заряд соответствующей полярности. Процесс получения изображения методом электрофотографии по сравнению с химической фотографией более экономичен из-за отсутствия химической обработки фотоматериалов.

Электрофотографический способ регистрации, вначале применявшийся только для целей репродуцирования, стал затем использоваться при разработке выходных устройств. В качестве записывающего элемента используется электроннолучевая трубка. Большим недостатком записи с экрана электроннолучевой трубки являются недостаточная яркость последнего, сложность получения требуемой разрешающей способности по всей длине печатной строки и создания светосильной оптики. Одной из причин недостаточного быстродействия электрофотографической регистрации с экрана электроннолучевой трубки является несовпадение спектров источника излучения и светочувствительных слоев.

Электростатический способ является одним из наиболее перспективных, так как позволяет производить регистрацию информации с наибольшей скоростью (по сравнению с другими способами печати). Принцип электростатической печати заключается в создании потенциального изображения знаков на поверхности диэлектрика при их ксерографическом проявлении. Потенциальный рельеф знаков образуется в процессе осаждения на поверхность диэлектрика свободных зарядов, которые возникают в межэлектродном пространстве при приложении к электродам разности потенциалов, достаточной для ионизации воздушного промежутка.

Электростатическое печатающее устройство включает в себя лентопротяжный механизм, протягивающий бумагу с высокоомным покрытием между блоком записывающих электродов и общим электродом, узел проявления скрытого электростатического изображения и узел закрепления проявленного изображения. Работа электростатического

печатающего устройства, начиная с узла проявления, аналогична работе электрофотографического печатающего устройства.

Выходные каскады электронной схемы, питающие записывающие электроды, должны создавать напряжение импульсов, достаточное для оптимального режима печати при выбранном рабочем зазоре между печатающими электродами и диэлектрическим покрытием бумаги. Это напряжение должно обеспечивать устойчивое протекание коронного заряда без перехода последнего в искровой, т. е. напряжение печати оказывается ограниченным как снизу, так и сверху. При понижении напряжения ниже определенной для данного зазора величины происходит нарушение печати, а при повышении — искровой и даже дуговой разряд. Вследствие этого для надежной печати должно быть постоянство выходного импульсного напряжения для всех электродов и сохранение по всей длине блока записывающих электродов одинакового рабочего зазора.

Принцип *феррографического способа* регистрации заключается в создании магнитного изображения на поверхности магнитоносителя и его последующем проявлении магнитным порошком. Проявленное изображение переносится на бумагу контактным способом и закрепляется. При этом магнитное изображение на магнитоносителе сохраняется, скрытое же изображение можно повторно проявить магнитным порошком и проявленное изображение снова перенести на бумагу. Такого рода печать можно повторять несколько раз, не возобновляя записи магнитного изображения.

Технологический процесс феррографического способа регистрации упрощается, если применять специальные магнитные бумаги. Как и в электростатическом способе регистрации, в феррографии полутоновые изображения получаются только мозаичным методом (разным диаметром точки).

Устройства вывода знаковой информации с механическим способом регистрации до сих пор являются основными в машинах общего назначения. Это объясняется не столько их совершенством, сколько несовершенством устройств с немеханическими способами.

В качестве устройств вывода знаковой информации с механическим способом регистрации используют на абонентских и инженерных пультах пишущие машинки и телеграфные аппараты, описанные в гл. 6. Однако в силу их относительно низкой скорости печати (порядка 10—15 знаков /с) в современных машинах строятся специальные выводные алфавитно-цифровые печатающие устройства (АЦПУ).

Основные технические характеристики некоторых алфавитно-цифровых печатающих устройств (АЦПУ) приведены в табл. 7.1.

Наибольшее распространение в АЦПУ получили печатающие механизмы ротационного типа, высокое быстродействие печати которых (порядка 1000 знаков/с и более) обеспечиваются одновременной печатью всех знаков строки. Число печатающих колес с литерами в механизме равно числу печатаемых знаков в строке. В цикл печати каждой строки входит установка всех печатающих колес в нужное положение, собственно печать и продвижение бумаги на одну строку.

Таблица 7.1

Характеристики устройств	Тип устройств			
	ЕС-7030	ЕС-7032	ЕС-7033	АЦПУ 128-2М-3М
Скорость печати	650÷890 строк/мин	900 строк/мин	1100 и 550 строк/мин	360÷440 строк/мин
Количество символов в строке	128	128	120, 128 и 160	128
Емкость буферной памяти	128 байт	128 байт	160 байт	128 байт
Потребляемая мощность	1,5 кВА	2 кВА	3,5 кВА	1,5 кВА

Рассмотрим работу печатающего устройства на примере АЦПУ-128, которое предназначается для печати на перфорированной рулонной и фальцованной бумаге результатов решения в виде машинописного текста (число 128 означает, что количество разрядов в строке равно 128).

Основным узлом в печатающем устройстве является печатающий механизм с непрерывно вращающимися колесами. Каждый из 128 разрядов механизма (рис. 7.12) состоит из соленоида *2* с рычагом *1*, пуансона *4*, печатающего колеса *7*, по окружности которого размещены 78 выпуклых печатающих литер (знаков) (перечислены в приложении).

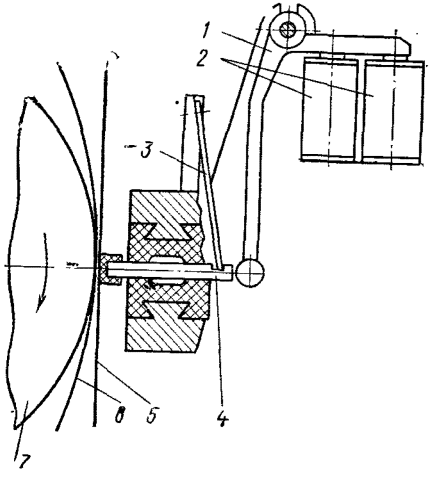


Рис. 7.12. Схема печатающего механизма для одного символа

Все 128 печатающих соленоидов, каждый из которых обеспечивает печать только одного определенного разряда в строке, размещены в блоке. Каждый электромагнит через рычаг воздействует на свой пуансон. Пуансоны расположены в один ряд (каждый против своего печатающего колеса). Между печатающими колесами и наконечниками пуансонов имеется зазор в 2 мм, где проходят бумага *5* и красящая лента *6*. Все соленоиды блока собраны в корпус, боковые стенки которого имеют направляющие. При помощи этих направляющих соленоиды крепятся к блоку подачи бумаги. Конструкция направляющих блока соленоидов позволяет производить перемещение плоских рабочих поверхностей всех пуансонов параллельно и перпендикулярно оси вала печатающих колес и по образующей печатающих колес для осуществления регулировки.

Печать осуществляется следующим образом: вал печатающих колес приводится во вращение от электродвигателя через ременную передачу и шестеренчатый редуктор. В момент прохождения середины печатаемого знака через осевую линию пуансона *4* по сигналу из ЭВМ срабатывает печатающий соленоид *2*, притягивающий рычаг *1*, который

ударяет по пуансону *4*. Вначале пуансон *4* движется вместе с рычагом *1*, а затем, когда зазор между сердечником соленоида *2* и рычагом *1* будет выбран, пуансон *4* продолжит движение по инерции до удара по печатающему колесу *7*. Но так как между пуансоном *4* и печатающим колесом *7* заправлены бумага *5* и красящее полотно *6*, то при ударе пуансона *4* по печатающему колесу *7* на бумаге отпечатается требуемый знак. После этого пуансон *4* под действием пружины *3* возвратится в исходное положение.

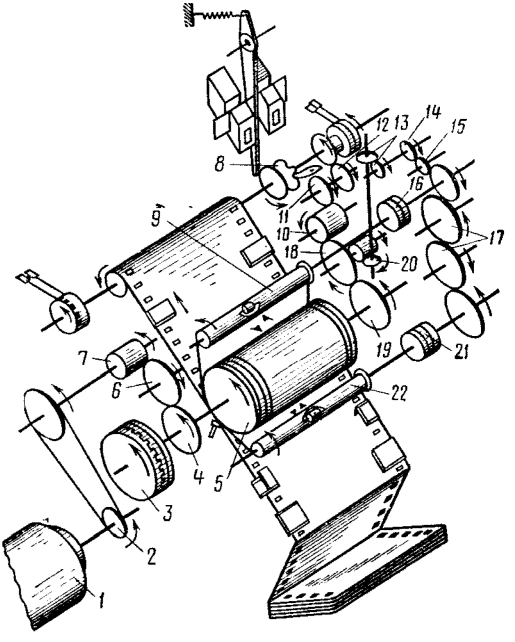


Рис. 7.13. Кинематическая схема печатающего механизма АЦПУ

Кинематическая схема этого устройства приведена на рис. 7.13. Как видно из схемы, от мотора *1* через ременную передачу *2* и шестеренчатые редукторы *4*, *6*, *7* вращение передается валу печатающих колес *5*. Вал печатающих колес *5* представляет собой трубу с двумя цапфами, установленными на подшипниках, размещенных в стенках блока. На валу, на шпонке, посажены 128 печатающих колес. На каждом колесе имеется 78 значных позиций. От вала печатающих колес механизма *5* через шестерню *19*, заштифтованную на правом конце вала печатающих колес, вращение передается на шестерню *18*, сидящую на валу *20* червяка редуктора, далее с двухзаходного червяка редуктора на червячное колесо *13*, винтовую пару шестерен *14* и через шестерни *15* на шестерни *17* — электромагнитным муфтам *16* и *21* привода красящей ленты.

При подаче тока в электромагнитные муфты *16* и *21* катушки *9* и *22*, установленные на двух конусных центрах и несущие красящее полотно, начинают вращаться. Конструктивно эти катушки выполнены одинаковыми и вращаются также с одинаковой скоростью. Для автоматического переключения катушек *9* и *22*, т. е. для изменения направления транспорта красящего полотна, в механизме имеются два микровыключателя. От шестерни *19* через шестерни *18*, *10*, *11* и *12* вращение передается на интервальный механизм.

Интервальный механизм обеспечивает выполнение построчной подачи бумаги на один интервал и прогон бумаги на восемь интервалов за один оборот вала печатающих колес. Интервальный механизм состоит из электромагнитной многодисковой фрикционной муфты и сцепного устройства *8* для точной фиксации бумаги на требуемой строке.

Сцепное устройство выполнено в виде двух храповых колес с фиксирующими собачками (на схеме показано одно храповое колесо с собачкой): одно для прямого, другое для обратного хода.

При включении муфты вращение с шестерни *12* передается ведущим, а затем ведомым дискам электромагнитной муфты, сидящим на валу подачи бумаги. Останов вала на очередной (требуемой) строке осуществляется при западании собачки в храповое колесо, вызываемое действием специального соленоида. Электромагнитная муфта при этом отключается.

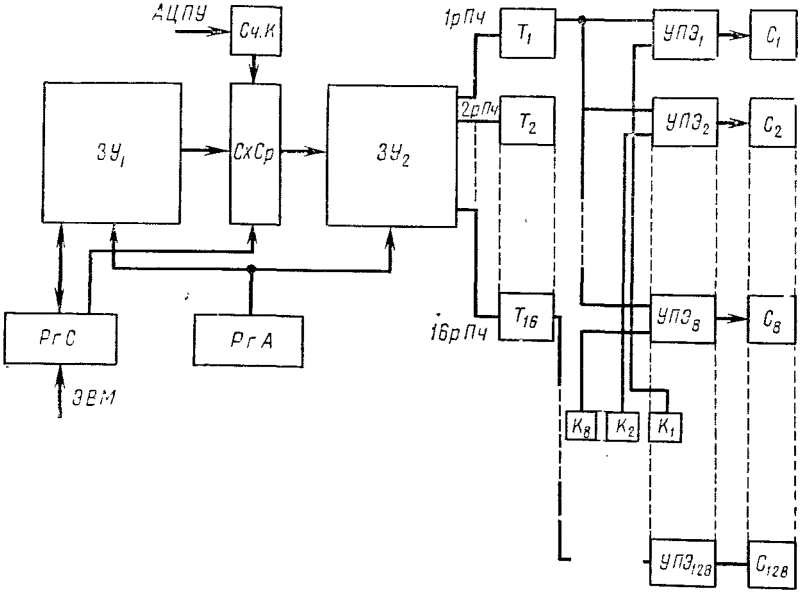


Рис. 7.14. Структурная схема устройства управления АЦПУ

Для синхронизации работы печатающего механизма с ЭВМ предназначен генератор *3* индукционного типа, выдающий 78 позиционных импульсов (96 для АЦПУ-128-3 м).

Очередные 128 символов для печати строки поступают из ЭВМ в устройство управления АЦПУ, где они через регистр символа *РгС* заносятся в $ЗУ_1$ (рис.7.14). В *РгС* производится посимвольная проверка на нечетность правильности переданной из ЭВМ информации. $ЗУ_1$ предназначено для запоминания 128 восьмиразрядных кодовых комбинаций символов. Занесением символов в $ЗУ_1$ управляет восьмиразрядный регистр адреса *РгА*. После заполнения $ЗУ_1$ всеми 128 символами строки связь с ЭВМ прекращается и устройство управления совместно с АЦПУ переходит на внутренний цикл.

Внутренний цикл начинается с режима «*Анализ*». В этом режиме очередной символ (кодовая комбинация) с генератора блока печатающих колес заносится в счетчик кода *СчК*. Информация, находящаяся в $ЗУ_1$, начиная с первого символа, последовательно через *РгС* сравни-

вается в схеме сравнения *СхСр* с содержимым *СчК*. Адреса всех тех кодовых комбинаций, которые совпадают с содержимым *СчК*, запоминаются на соответствующих позициях в $ЗУ_2$, представляющем собой матрицу с восемью вертикальными и шестнадцатью горизонтальными шинами, в узлах которых находятся запоминающие сердечники. Работой $ЗУ_1$ и $ЗУ_2$ в этом режиме управляет *РгА*. После сравнения последнего, 128-го, символа $ЗУ_1$ режим «*Анализ*» заканчивается и начинается режим «*Печать*» символов строки.

Режим «*Печать*» занимает восемь тактов. В каждом такте из $ЗУ_2$ по шестнадцати горизонтальным каналам $1рП_2 \div 16рП_2$ выдается информация, хранящаяся в сердечниках очередной вертикальной шины. Номеру каждой вертикальной шины соответствует свой такт. Информация каждого такта записывается в шестнадцатиразрядный триггерный регистр $Т_1 \div Т_{16}$, который перед каждым тактом устанавливается в начальное состояние.

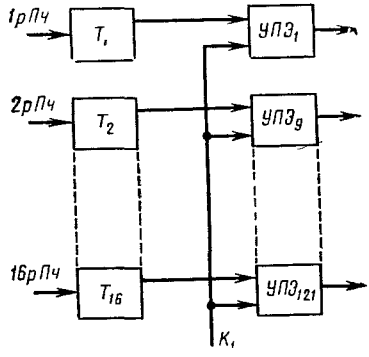


Рис. 7.15. Осуществление режима печати устройством управления АЦПУ

Каждый из триггеров $Т_1 \div Т_{16}$ обслуживает поочередно через соответствующие усилители $УПЭ_1 \div УПЭ_{128}$ по 8 соленоидов печати *С*. Подключение каждого триггера к одному из восьми усилителей происходит с помощью коммутирующих импульсов, поступающих из устройства управления по восьми каналам. Каждому такту соответствует свой коммутирующий импульс $К_1 \div К_8$. Например, в первом такте по импульсу $К_1$ (рис. 7.15) осуществляется печать в шестнадцати позициях (1, 9, . . . , 121) строки в соответствии с информацией, занесенной в 16-разрядный регистр $Т_1 \div Т_{16}$. Срабатывают те соленоиды, усилители которых на входе будут иметь совпадение кодов единиц с выходов триггеров и коммутирующего импульса $К_1$. Усилители *УПЭ* состоят из схемы совпадения и усилителя мощности.

За эти восемь тактов отпечатан в соответствующих позициях строки символ, код которого был занесен в *СчК* (см. рис. 7.14). После этого в *СчК* заносится код следующего символа, и процесс повторяется. Печать всей строки осуществляется за полный оборот вала печатающих колес.

Печать начинается с символа, код которого будет выдан генератором блока печатающих колес в *СчК* к моменту начала внутреннего цикла, и заканчивается при появлении в *СчК* кода этого же символа.

§ 7.10. МУЛЬТИПЛЕКСОР ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ

Мультиплексором передачи данных (МПД) называют устройство, с помощью которого осуществляется сопряжение ЭВМ с каналами связи. МПД подключается к мультиплексному каналу ЭВМ с помощью интерфейса ввода—вывода и позволяет вычислительному центру обслу-

живать необходимое количество удаленных абонентов. Помимо непосредственной связи МПД обеспечивает автоматическое соединение с абонентами, перевод информации из одного кода в другой, коммутацию одноадресных и многоадресных сообщений и т. д.

МПД, являясь связующим звеном между ЭВМ и каналами связи, строится с учетом их технических характеристик. Так, в структуре ЕС ЭВМ МПД шифр 8401 позволяет подключить к ЭВМ до 31 канала связи и осуществлять ввод — вывод со скоростью 50—1200 бит/с. МПД «Минск-1560» позволяет подключать к ЭВМ «Минск-32» до 32 телеграфных каналов связи.

Рассмотрим принцип работы МПД на примере МПД «Минск-1560».

МПД «Минск-1560» позволяет подключать к ЭВМ как местные (некоммутируемые) каналы связи, так и каналы связи, коммутируемые АТА, АТС или другими коммутирующими устройствами. Обмен информацией может производиться одновременно по всем 32 каналам с соблюдением принципа независимости.

Комплект периферийной аппаратуры в случае работы по телеграфным линиям представляет собой телеграфные аппараты типа РТА-6, Т-63 и другие устройства, имеющие блоки связи с каналом в коде МТК-2 и скорость 50 бит/с. К нему через аппаратуру передачи данных (АПД) можно подключить до четырех телефонных каналов за счет соответствующего сокращения числа телеграфных каналов. Скорость передачи в этом случае определяется АПД.

Абоненты, работающие в системе с ЭВМ, могут дистанционно производить ввод информации в ЭВМ, запрашивать какие-либо справочные данные, получать результаты вычислений. Для ввода информации в ЭВМ абонент телеграфной сети должен произвести соединение, которое обеспечивается автоматическим подключением канала при поступлении вызова от абонента, и обмен специальными комбинациями опознавания (служебными знаками) с «Минск-1560».

При вводе по телеграфным линиям объем информации ограничен величиной отведенного поля ввода (кармана) в МОЗУ ЭВМ, которое определяется программистом при составлении рабочей программы в каждом конкретном случае. При работе по телефонной сети обмен служебными символами не производится.

Вывод информации из ЭВМ абонентам производится программно, причем установление связи с абонентами местной телеграфной сети осуществляется автоматически, с абонентами коммутируемой телеграфной сети — при помощи служебного телеграфного аппарата и вызывного прибора, входящих в состав аппаратуры, с абонентами телефонной сети — при помощи телефонного аппарата.

Служебный телеграфный аппарат может быть использован также для обмена информацией с ЭВМ (укороченный абонент), для контроля и обмена информацией с любым из телеграфных каналов связи.

В МПД «Минск-1560» не предусмотрено специальных методов повышения достоверности передачи информации. Проверка правильности вводимой в ЭВМ информации может производиться программным путем с выдачей абоненту ответа о правильности принятой информации. Структурная схема МПД «Минск-1650» изображена на рис. 7.16.

Каждый из линейных блоков *ЛБ* обеспечивает:

автоматическое установление связи с восемью телеграфными каналами;

преобразование телеграфных посылок в стандартные импульсные сигналы и обратное преобразование;

хранение одного бита информации, принятого из канала или предназначенного для вывода абоненту;

защиту схемы от ложных срабатываний при наличии помехи в канале;

блокировку любого из восьми подключенных каналов;

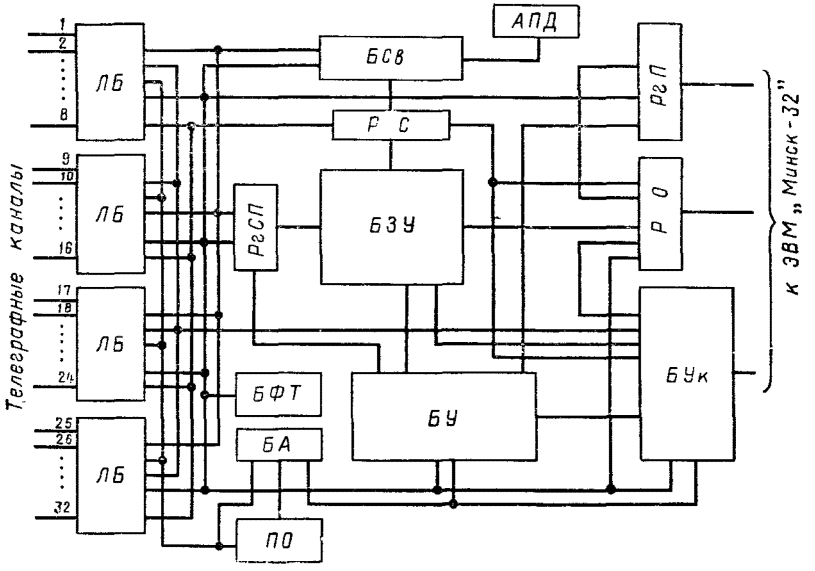


Рис. 7.16. Структурная схема «Минск-1560»

освобождение канала при отбое.

Блок управления *БУ* предназначен для:

выработки тактовых импульсов в автономном режиме и по синхроимпульсам ЭВМ;

подключения служебного телеграфного аппарата к ЭВМ и к любому из подключенных каналов в качестве контрольного или абонента;

вызова оператора внешним абонентом;

организации обращения к буферному запоминающему устройству *БЗУ*;

хранения номера канала, по которому выставлен запрос на такт обмена;

обмена служебными знаками после установления соединения перед началом ввода информации;

общей блокировки каналов;

управления работой устройств в автономных режимах;

выдачи автоответа из ЭВМ.

Буферное запоминающее устройство *БЗУ* имеет емкость 128 восьмиразрядных слов и разделено на 32 области (по числу каналов связи), каждая из которых состоит из четырех восьмиразрядных ячеек памяти. Таким образом, за каждым каналом закреплено четыре ячейки памяти: первая ячейка предназначена для хранения служебных признаков, вторую ячейку используют для хранения указателей состояний («*Готово*», «*Занято*», «*Сбой*» и др.); третью ячейку — для запоминания состояния регистра сдвига *РгС* при преобразовании последовательного кода в параллельный, и наоборот; четвертую ячейку — для промежуточного хранения кода символа, принятого из канала или предназначенного для вывода.

Регистр служебных признаков *РгСП* предназначен для внутреннего хранения и выдачи служебных потенциалов при работе с данным каналом.

Регистр сдвига *РгС* (восьмиразрядный) обеспечивает поразрядный обмен информацией с телеграфными каналами и обмен информацией с *АПД* в параллельном коде.

Для выдачи сигналов «*Запрос* Вн*У*» (ВнУ — внешнее устройство) и управления работой аппаратуры в такте обмена с ЭВМ в аппаратуре применен специальный регистр приостановок *РгП*.

Функцию обмена символами с ЭВМ и расшифровки поступающей по кодовым шинам символа (КШС) информации (коды команд анализа указателей, команд обращения) выполняет регистр обмена *РгО*. Кроме того, в регистре обмена происходит контроль принятой из ЭВМ кодовой комбинации на нечетность.

Блок указателей *БУк* необходим для управления программой ввода— вывода и осуществляет выдачу сигналов прерываний в ЭВМ («*Конец работы ВнУ*», «*Запрос пр.*», «*Сбой ВнУ*») и дешифрацию состояния указателей, вызвавших прерывание, для определения направления работы программы ввода—вывода.

Для передачи данных в ЭВМ по телеграфному каналу абонент, используя телеграфный аппарат, после установления соединения должен передать служебные символы «*ЦИФ*» и «*Кто там?*». При правильном приеме этих символов в «Минск-1560» формируется и передается абоненту ответный сигнал — символ « = ». После приема этого символа абонент должен нажать клавишу «=», тем самым запросив разрешение на ввод информации. При этом в аппаратуре устанавливается указатель «*Запрос на ввод*», а в ЭВМ посылается сигнал прерывания «*Запрос пр.*», который вызывает прерывание основной программы. После анализа запроса и при наличии свободного «кармана» в МОЗУ абоненту посылается символ « = », разрешающий ввод информации. Передаваемая информация последовательно поступает в линейный блок, где производится преобразование телеграфных посылок в импульсные сигналы и запоминание одного бита информации. Далее информация поразрядно поступает в *БЗУ* через регистр сдвига для преобразования последовательного кода в параллельный и формирование кода символов.

Поразрядная запись информации в *БЗУ* производится путем выполнения последовательности операций: перезаписи содержимого третьей

ячейки *БЗУ* в *РгС*, сдвига информации в *РгС* на один разряд с занесением очередного разряда кодовой комбинации, принимаемой из канала в младший разряд, записи в *БЗУ* содержимого *РгС*. Таким образом, поразрядно происходит заполнение третьей ячейки *БЗУ* до появления единицы (стартовой посылки) в шестом разряде регистра сдвига (в младших пяти разрядах — информационная комбинация в коде МТК-2). Затем содержимое регистра сдвига дополняется контрольным разрядом и записывается в четвертую ячейку *БЗУ* данного канала, где хранится до ввода в ЭВМ.

Быстродействие *РгС* и *БЗУ* позволяет за один цикл работы аппаратуры обслужить все 32 канала, принимая поочередно по одному разряду кодовой комбинации из каждого канала.

Прием информации и запись ее в *БЗУ* производится в цикле работы данного канала с блоком управления. Циклы работы каналов организуются последовательно и образуют цикл работы МПД.

Для каждого канала связи блок формирования тактов *БФТ* вырабатывает девять тактов по синхроимпульсам из ЭВМ. Каждый девятый такт изменяет номер обслуживаемого канала. Время обслуживания канала определяется длительностью потенциала номера канала.

Ввод данных в ЭВМ осуществляется в такте обмена, который организуется по сигналам запроса из «Минск-1560». Такт обмена начинается по сигналу, поступающему из ЭВМ. В ответ из аппаратуры «Минск-1560» поступает сигнал «*Ввод*». Этот же сигнал передается соответствующим устройствам «Минск-1560» для организации режима ввода. В такте обмена кодовая комбинация из четвертой ячейки *БЗУ* через *РгО* передается в МОЗУ ЭВМ по соответствующему адресу. Ввод информации заканчивается поступлением признака «*Конец сообщения*». По этому признаку в ЭВМ поступает сигнал прерывания, а в «Минск-1560» сбрасывается указатель «*Занято*» для данного канала. В дальнейшем ЭВМ переходит на программу обработки введенного сообщения, а данный канал по окончании внутреннего цикла устанавливается в исходное состояние.

В процессе ввода возможны сбойные ситуации. Для анализа, индикации и устранения сбоев предусмотрены указатели «*Сбой*» для каждого канала и блок анализа *БА* отключения канала. В случае сбоя при вводе указатель «*Сбой*» устанавливается в «1», а в ЭВМ поступает сигнал «*Сбой ВнУ*», который является для ЭВМ сигналом перехода на программу «*Система обслуживания сбоев*» (СОС). Ввод при этом продолжается, но информация не поступает в ЭВМ, а после расшифровки комбинации «*Конец сообщения*» «Минск-1560» формирует символ «*С*» и выдает его абоненту. Этот символ сигнализирует абоненту, что при вводе произошел сбой и необходимо повторно ввести сообщение.

Вывод информации из ЭВМ к абонентам по телеграфным каналам начинается после соединения с ним. Для местных каналов соединение устанавливается автоматически по команде «*Вывод*». Для каналов, коммутируемых АТА, соединение устанавливает оператор вычислительного центра, которому ЭВМ сообщает номер канала связи и шифр абонента, с которым необходимо установить соединение. Оператор, пользуясь пультом оператора *ПО* «Минск-1560», устанавливает соединения

с данным каналом, а затем, отсоединяя служебный телеграфный аппарат, автоматически подсоединяет канал к ЭВМ. В остальном вывод информации для местных и для коммутируемых каналов аналогичен.

После установления соединения в ЭВМ поступает сигнал «*ВнУ свободно*», если канал не занят и готов к работе, в «Минск-1560» для данного канала устанавливаются в единичное состояние указатели «*Вывод*», «*Связь с ЭВМ*», «*Занято*». По единичному состоянию указатели «*Вывод*», незанятой четвертой ячейке *БЗУ* и *РгО*, аппаратура готова для приема информации из ЭВМ.

При выводе информации после вывода каждой комбинации из ЭВМ поступает сигнал «*Конец передачи*». По этому сигналу производится анализ принятой кодовой комбинации на нечетность (затем с помощью *РгС* и третьей ячейки *БЗУ* она преобразуется в последовательный код с добавлением еще одного разряда с кодом «1» для формирования стоповой посылки и передается в линейный блок).

В линейном блоке производится преобразование кодовых комбинаций в телеграфные посылки. Последней информационной комбинацией является «*Конец сообщения*». Для отключения канала, после принятия «*Конец сообщения*», из ЭВМ выдается сигнал «*Конец массива*», по которому в «Минск-1560» гасится указатель «*Занято*», а в линейный блок поступает сигнал разъединения «*Отбой*» для местного канала (в случае АТА разъединение производит абонент). При этом в ЭВМ передается сигнал прерывания, по которому она анализирует конец вывода.

Для осуществления обмена информацией между ЭВМ и абонентами по телефонным каналам между «Минск-1560» и каналом необходимо включение аппаратуры передачи данных *АПД* (см. § 5.6).

После установления в *АПД* режима передачи данных в «Минск-1560» через блок связи *БСв* поступает специальный сигнал и выполняется ряд операций по подготовке аппаратуры к приему информации. При готовности *БЗУ* к приему начинается познаковое поступление информации в параллельном коде в *РгС*.

При вводе первого знака формируется соответствующий сигнал и вырабатывается запрос на ввод в ЭВМ. ЭВМ, получив этот запрос, прерывает выполнение основной программы и дает разрешение на ввод. В «Минск-1560» посылается команда обращения и через *РгО* информация начинает поступать в ЭВМ.

Вывод информации из ЭВМ к абоненту возможен после установления с ним соединения. Это осуществляется оператором с помощью телефонного аппарата. После соединения оператор нажимает клавиши в *АПД* «*Передача*» и «*Пуск*».

В «Минск-1560» поступает сигнал «*Передача*» и в единичное состояние устанавливается указатель «*Готов*» того канала, по которому должна осуществляться передача информации. По сигналу «*Пуск*» в ЭВМ произойдет прерывание основной программы и начнется вывод информации через «Минск-1560» и *АПД* к абоненту.

ГЛАВА 8

АНАЛОГО-ЦИФРОВОЕ ПРЕОБРАЗОВАНИЕ

Аналого-цифровое преобразование охватывает широкий круг вопросов, связанных с преобразованием непрерывно изменяющихся сигналов, называемых *аналоговыми*, в цифровой код. Далее будут рассматриваться аналоговые сигналы: механические и электрические. В соответствии с этим аналого-цифровые преобразователи можно разбить на преобразователи механических перемещений угловых и линейных в цифровой код и преобразователи электрических напряжений и токов в цифровой код.

Преобразователи механических перемещений угловых и линейных в цифровой код могут быть подразделены на три основные группы: работающие на принципе счета; работающие на принципе считывания; с промежуточным преобразованием во временной интервал.

К первой группе относят такие преобразователи, в которых преобразование осуществляется следующим образом. Каждому фиксированному приращению непрерывного параметра (кванту) Δp ставится в соответствие единица цифрового кода. Подсчитанное количество этих единиц будет являться цифровым эквивалентом преобразуемого параметра, а точнее, его изменения $(p_2 - p_1)$ за время преобразования от начального значения p_1 до конечного p_2. Такие преобразователи достаточно просты, однако имеют существенный недостаток: сбой при подсчете, пропадание единиц приводят к появлению ошибки, пропорциональной количеству сбоев, т. е. появлению накапливающейся ошибки. Другим недостатком преобразователя, работающего на принципе счета, является то, что преобразуется только приращение параметра, но не абсолютное его значение. При таком методе начальному значению p_1 ставится в соответствие цифровой код нуля.

Ко второй группе относят преобразователи, в которых каждый квантованный уровень кодируется независимо от других вполне определенной цифровой последовательностью. Это достигается однозначным физическим представлением каждого квантованного уровня в виде определенной кодовой комбинации.

К третьей группе относят такие преобразователи, в которых преобразование осуществляется в несколько этапов. На одном из этапов преобразуемому параметру ставится в соответствие временной интервал. Измерение временного интервала производится его заполнением импульсами стабильной частоты и их подсчетом. Подсчитанное количество импульсов является конечным результатом преобразования. Этот

принцип существенно отличается от принципа преобразования преобразователями первой группы. Во-первых, здесь преобразуется не приращение, а абсолютное значение параметра, так как каждому значению параметра соответствует определенный временной интервал. Непрерывному изменению преобразуемого параметра соответствует и непрерывное изменение временного интервала. И, во-вторых, измерение временного интервала производится многократно так, чтобы за время изменения непрерывного параметра на единицу получить цифровой эквивалент его абсолютного значения. Иногда преобразователи строятся на комбинации отмеченных выше принципов.

§ 8.1. ПОГРЕШНОСТИ ПРЕОБРАЗОВАТЕЛЕЙ

Рассмотрим погрешности для преобразователя, в котором реализуется квантование по времени и по уровню. Уточним, что речь пойдет не о погрешностях восстановления функции по дискретным значениям, а о точности самих дискретных значений, степени отличия их от соответствующих мгновенных значений непрерывного сигнала (погрешности самого непрерывного сигнала не учитываются), т. е. будут учитываться погрешности, определяющие собственную точность самого преобразователя. И рассматриваться будет не один отдельно взятый экземпляр преобразователя для параметра, изменяющегося по вполне определенному закону, а большая группа преобразователей. Поэтому оценка точности проводится методами статистики.

В зависимости от причин возникновения погрешности преобразователей можно разбить на погрешности, вызванные квантованием $\sigma_к$ ($\sigma_к$ — среднеквадратическая погрешность квантования), и инструментальные $\sigma_и$ ($\sigma_и$ — среднеквадратическая инструментальная погрешность).

Погрешности квантования были рассмотрены выше, однако отметим, что под погрешностью квантования понимается в данном случае только погрешность квантования по уровню $\sigma_{к.у}$. Принципиально при реализации квантования по времени тоже может появиться погрешность $\sigma_{к.в}$ за счет того, что считывание мгновенного значения (т. е. результата квантования по времени) происходит за конечный промежуток времени, в который мгновенное значение получит некоторое приращение. Для нормальной работы преобразователя среднее время $t_{ср}$ считывания результата должно выбираться из условия, чтобы приращение непрерывного сигнала за время опроса было меньше цены шага квантования по уровню: $t_{ср} < t = \Delta p/p$.

К инструментальным погрешностям относят погрешности изготовления деталей и сборки, вызванные деформацией (силовой и температурной) элементов и износом в процессе эксплуатации; шумы, возникающие в электронной аппаратуре, и др. Эти погрешности в той или иной степени оказывают влияние на точность изготовления квантованных уровней и их считывание. Поэтому оценку всех первичных погрешностей преобразователя целесообразно проводить в долях величины кванта, принимая его за единицу.

Суммарная среднеквадратическая ошибка преобразователя

$$\sigma_{\text{п}} = \sqrt{\sigma_{\text{к}}^2 + \sigma_{\text{и}}^2}.$$

Целесообразность того или иного соотношения между $\sigma_{\text{к}}$ и $\sigma_{\text{п}}$ должна решаться в каждом конкретном случае отдельно. Однако первостепенным является требуемая конечная точность преобразователя (обычно $\sigma_{\text{к}}$ больше $\sigma_{\text{п}}$).

§ 8.2. ПРЕОБРАЗОВАТЕЛИ С ОДНОРАЗРЯДНОЙ ШКАЛОЙ

Схема простейшего преобразователя с одноразрядной шкалой, работающего по принципу счета, изображена на рис. 8.1. Преобразователь состоит из диска *Д* и щетки *Щ*. Диск *Д* разбит на токопроводящие и непроводящие участки и помещается на валу, угол поворота которого требуется преобразовать в цифровой код. При вращении диска *Д* щетка *Щ* поочередно будет попадать на токопроводящий участок и на непроводящий. Следовательно, если цепь диск — щетка подключить к источнику питания, в ней будет протекать ток либо не будет. Количество прерываний тока, подсчитываемых специальным счетчиком, будет характеризовать угол поворота вала.

Точность такого контактного преобразователя определяется количеством токопроводящих и непроводящих участков, на которые разбит диск. А это в свою очередь связано с габаритами диска и минимально

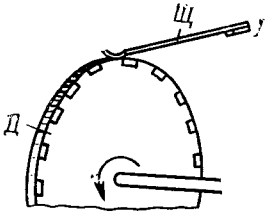


Рис. 8.1. Схема преобразователя, работающего по принципу счета

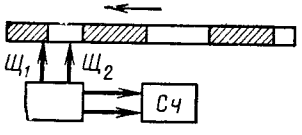


Рис. 8.2. Схема преобразователя с учетом реверса

возможной, с точки зрения практического осуществления, шириной участка. Рассмотренный преобразователь не обеспечивает изменение направления вращения диска.

Для учета реверса преобразователь выполняется с двумя токосъемными щетками $Щ_1$ и $Щ_2$, сдвинутыми относительно друг друга на половину участка разбиения (рис. 8.2). Особенностью этой схемы является наличие цепи определения направления вращения по последовательности сигналов, появляющихся в токосъемных метках. При движении в одном направлении, например справа налево, импульсы посылаются в счетчик *Сч* и их число складывается с ранее накопленным числом, при движении в другом направлении — вычитается из ранее накопленного

числа. Логическая структура цепи определения направления вращения зависит от способа квантования непрерывно изменяющейся величины.

При квантовании с выделением интервалов может быть использована цепь, изображенная на рис. 8.3, *а*. Сигналы со щеток $Щ_1$ и $Щ_2$ поступают на триггеры T_1 и T_2. Напряжения e_{11} и e_{12}, снимаемые с плеч триггера T_1, будут соответствовать прямому и обратному кодам. Эти напряжения дифференцируются блоками d_1 и d_2; возникающие при этом импульсы поступают на схемы совпадения $И_1$ и $И_2$. Схемы совпадения $И_1$ и $И_2$ пропускают только положительные импульсы при поступлении на другие их входы положительного напряжения e_2, соответствующего прямому коду триггера T_2. В зависимости от последовательности переброса триггеров T_1 и T_2, определяемой направлением изменения параметра, импульсы появляются либо на выходе схемы совпадения $И_1$, либо на выходе схемы совпадения $И_2$. Временные диаграммы для обоих случаев приведены на рис. 8.3, *б*. Сигналы с выхода схемы совпадения $И_1$ идут в реверсивный счетчик на сложение, а сигналы с выхода схемы совпадения $И_2$ — в реверсивный счетчик на вычитание.

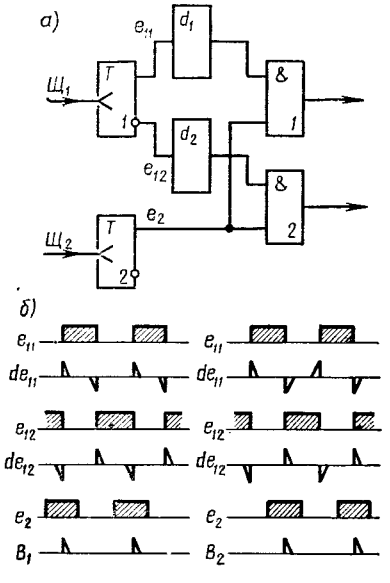


Рис. 8.3. Функциональная схема устройства для определения направления вращения (*а*) и временные диаграммы (*б*)

Работа данного преобразователя основана на принципе счета с использованием контактного способа съема как наиболее простого. Однако такой преобразователь может быть реализован и на других способах съема, (особенно высокая разрешающая способность может быть получена при использовании решеток).

Серьезным недостатком преобразователей, работающих на принципе счета, как уже отмечалось, является возможность появления накапливающейся ошибки за счет сбоев и преобразование только приращений параметра, а не абсолютного его значения. Все это существенно ограничивает применение таких преобразователей.

§ 8.3. МНОГОРАЗРЯДНЫЕ ПРЕОБРАЗОВАТЕЛИ

Многоразрядные преобразователи — преобразователи, работа которых основана на принципе непосредственного считывания кодовой последовательности, соответствующей определенному квантованному уровню, — нашли наибольшее распространение при преобразовании угловых механических перемещений в цифровой код. Это объясняется

тем, что кодирование каждого квантованного уровня непрерывно изменяющегося механического параметра своей вполне определенной кодовой последовательностью позволяет производить ее считывание независимо от результатов предыдущего считывания. Это дает возможность определять значение квантованного уровня в любой момент считывания и избежать наличия накапливающихся ошибок считывания, т. е. в случае появления ошибки считывания в каком-либо значении параметра при следующем считывании, в силу его независимости от результатов предыдущего считывания, эта ошибка не накапливается. Преобразователи такого типа подразделяют в зависимости от способа реализации кодирования квантованных уровней на шкальные, матричные, фазометрические.

К шкальным относят такие преобразователи, в которых кодирование квантованных уровней производится с помощью кодовых шкал, называемых также кодовыми масками.

К матричным относят такие преобразователи, в которых кодирование квантованных уровней производится с помощью специальных матриц или дешнфраторов.

К фазометрическим относят такие преобразователи, действие которых основано на использовании умножителей частоты.

Двоичные кодовые шкалы. *Кодовой шкалой* называют такую шкалу, которая позволяет каждому квантованному уровню поставить в соответствие вполне определенную кодовую последовательность, т. е. набор символов, составленных по вполне определенному закону. В зависимости от принятого цифрового кода могут быть кодовые шкалы двоичные, троичные и др.

При двоичном кодировании каждый квантованный уровень должен представляться в виде двоичного числа x_n, x_{n-1}, ..., x_1. Если известен диапазон изменения ($0 \div \varphi_{max}$) преобразуемого механического перемещения и выбрана цена $\varphi_{дв}$ таким образом, чтобы она с одной стороны удовлетворяла требуемой точности, а с другой — для удобства реализации приводила к отношению $\varphi_{max}/\varphi_{дв}$, кратному степени двойки, то число разрядов двоичного числа

$$n = \log_2 (\varphi_{max}/\varphi_{дв}).$$

Для построения двоичной кодовой шкалы все ее поле разбивают (в зависимости от того, преобразуется линейное или угловое механическое перемещение) на линейные или концентрические дорожки и соответственно на колонки или секторы. Пятиразрядная двоичная кодовая шкала для преобразования углового перемещения приведена на рис. 8.4, где коду нуля соответствуют темные участки, коду единицы — светлые. Считывающие элементы (они будут рассматриваться ниже) в первом случае располагаются вдоль колонки, а во втором случае — по радиусу. При перемещении шкалы считывающие элементы фиксируют появляющиеся под ними коды нулей и единиц и выдают их на выход. Таким образом, каждому положению кодовой шкалы на выходе соответствует вполне определенное двоичное число.

Недостатком преобразователей с двоичной кодовой шкалой являются чрезвычайно жесткие требования к точности изготовления шкал и

расположению считывающих элементов по одной прямой указанным выше способом. Но поскольку на практике изготовляют кодовый диск и устанавливают считывающие элементы с определенными допусками, то это приводит к тому, что переход с одного сектора на другой, т. е. переход от одного двоичного числа к соседнему двоичному числу, считывающие элементы различных разрядов зафиксируют неодновременно. Такая неодновременность на границах считывания вызывает ошибки. При смене цифр только в одном разряде (при двоичном кодировании это возможно в младшем разряде) величина ошибки находится в пределах младшего разряда. В случае же, когда происходит смена цифр в большем количестве разрядов, величина ошибки может оказаться значительно больше цены единицы младшего разряда и достичь величины, соизмеримой с максимальным значением преобразуемого параметра. Например, при переходе от положения, кодированного двоичным числом 01111, к положению 10000 должно произойти одновременное изменение цифр на обратные во всех разрядах. Если это не произойдет, то на границе могут появиться любые пятиразрядные числа: 00000 — цифры первых четырех разрядов сменились, а цифра пятого разряда задержалась; 00001 — цифры второго, третьего и четвертого разряда сменились, а цифры первого и пятого задержались; аналогично могут появиться и другие числа; 11111 — цифра пятого разряда сменилась, а другие задержались.

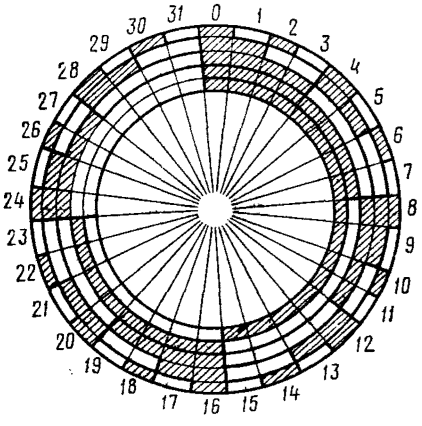


Рис. 8.4. Двоичная кодовая шкала

Таким образом, на границе считывания в рассматриваемом примере ошибка может достичь величины, равной максимальному значению параметра. Возможность появления таких больших ошибок считывания является существенным недостатком двоичных шкал, исключающим возможность их использования в чистом виде.

Для устранения ошибок считывания, возникающих на границах участков квантования, применяются различные методы. Рассмотрим некоторые из них.

Ограничение зон считывания. Сущность этого метода заключается во введении такого ограничения, при котором не допускается считывание кодов на границах переходов с одного квантованного уровня на соседний. Шкала, реализующая этот метод, может быть осуществлена путем введения дополнительной дорожки с зонами, определяющими границы считывания (рис. 8.5), где крайняя дорожка выполняет отмеченные функции. Считывание кодов разрешается только в пределах светлых участков этой дорожки. Ширина темных участков определяется допусками на изготовление кодовой маски и установку считывающих элементов и должна перекрывать суммар-

ное поле допусков. При нахождении считывающего элемента на затемненном участке дополнительной дорожки запрещение считывания может осуществляться, например, отключением считывающих элементов всех других дорожек (всех разрядов числа). При таком способе ограничение границы зон квантования является как бы люфтом; если кодовая шкала остановится в положении, когда считывающие элементы окажутся в пределах ограничения считывания, то всякая информация на выходе отсутствует.

Для устранения такой неопределенности прибегают к смещению считывающих элементов с границ считывания на время считывания или выполняют положение кодовой шкалы при нахождении границ считывания под считывающими элементами неустойчивым.

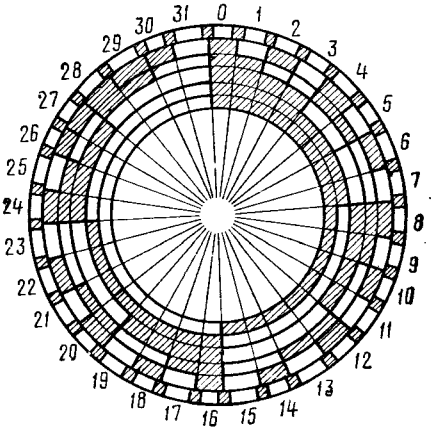


Рис. 8.5. Двоичная кодовая шкала с ограничением зон считывания

Ограничение зон считывания, однако, приводит к существенным сужениям возможностей преобразователя как с точки зрения точности, так и быстродействия. Поэтому их применение возможно только при относительно невысокой точности преобразования и малой скорости изменения преобразуемого параметра.

Логический выбор считывающих элементов. При логическом выборе считывающих элементов в каждом разряде, кроме первого, предусматривается два считывающих элемента A и $Б$, сдвинутых один относительно другого на половину единицы данного разряда. Для считывания выбирается в каждый момент времени тот считывающий элемент, который не находится на границе зон. Такой метод нашел воплощение в схеме преобразователя, три разряда которого изображены на рис. 8.6.

Преобразователь состоит из трех кулачков $Д_0$, $Д_1$ и $Д_2$, связанных редукторами с передаточным отношением $i = 1/2$. Следовательно, преобразование осуществляется в пределах трех разрядов двоичного числа.

Для устранения ошибки, возникающей на границе зон считывания, каждый из кулачков (кроме кулачка младшего разряда) имеет по два считывающих элемента, выполненных в виде двухпозиционных ключей (при $Д_1$ — ключи K_{11} и K_{12}, при $Д_2$ — ключи K_{21} и K_{22}). Ключи одного и того же разряда сдвинуты относительно друг друга на 1/2 кванта, т. е. на 90°. Считывающим является тот ключ, который не лежит на границе зон кулачка. Выбор того или иного ключа для считывания обеспечивается положением кулачка предыдущего разряда. Для этого начальное положение кулачка каждого разряда сдвинуто относительно начального положения кулачка предыдущего разряда на 1/4 кванта, т. е. на 45°.

Результаты преобразования снимаются с выходных клемм x_i либо клемм $\bar{x}_i$ каждого из разрядов в зависимости от положения ключей.

При использовании фотоэлектрического и индукционного съема предпочтителен метод логического выбора считывающих элементов, называемый *V-кодом* (по виду расположения считывающих органов), или *кодом Баркера*. При этом методе кодовая шкала имеет вид чисто двоичного кодирования, но в каждом разряде, кроме первого, устанавливается по два считывающих элемента *А* и *Б*. Считывающие элементы *А* сдвигаются вправо на четверть ширины данного разряда относительно считывающего элемента первого младшего разряда, а считывающие элементы *Б* — на четверть ширины данного разряда влево (рис. 8.7). Такое их расположение позволяет в зависимости от результата считывания в предыдущем разряде выбрать тот считывающий элемент, который находится не ближе чем на 1/4 кванта данного разряда от границы квантования.

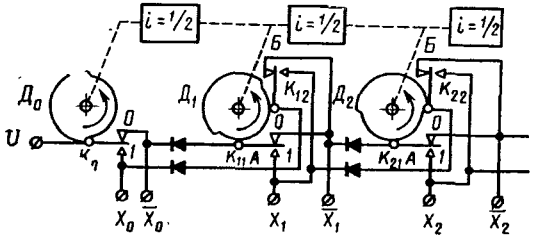


Рис. 8.6. Схема преобразователя с механическими переключателями

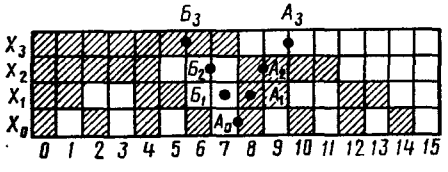


Рис. 8.7. Расположение считывающих органов по V-коду

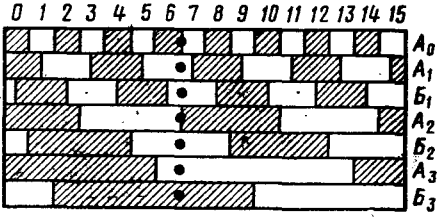


Рис. 8.8. Маска по V-коду

Относительный сдвиг считывающих элементов и границ квантования может быть достигнут и другим путем (рис. 8.8). Считывающие элементы располагаются по одной прямой. Кодовая же шкала выполняется так, что каждый разряд, кроме первого, состоит из двух подразрядов *А* и *Б*. Подразряды *А* сдвинуты относительно границ квантования первого разряда на четверть своей ширины вправо, а подразряды *Б* — на четверть своей ширины влево. Чему отдать предпочтение, сдвигу считывающих элементов или кодовых дорожек? На этот вопрос можно ответить, если проанализировать сложность и точность преобразователя в каждом конкретном случае. С точки зрения точности целесообразнее

усложнить кодовую шкалу и упростить установку считывающих элементов, но это ведет к некоторому увеличению габаритов шкалы.

Выбор считывающих элементов в данном разряде в зависимости от результатов считывания в предыдущем разряде производится по следующей логике. Если в предыдущем разряде на выходе считан код нуля, то в следующем разряде считывание необходимо производить с подразряда *А*. Если же в предыдущем разряде на выходе считан код единицы, то в следующем разряде считывание необходимо производить с подразряда *Б*. Ввиду необходимости выбора одного из двух считывающих элементов данного разряда в зависимости от цифры предыдущего разряда реализация приведенной логики должна проводиться в последовательном коде, начиная с младшего разряда.

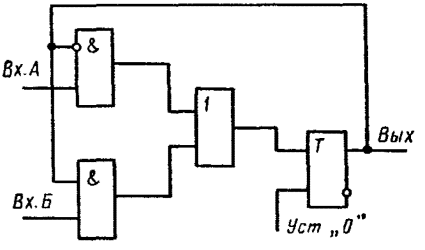


Рис. 8.9. Функциональная схема переключения при V-коде

Логическая схема переключения, осуществляющая отмеченную логику, приведена на рис. 8.9. Она состоит из схем запрета *И*, *ИЛИ* и триггера *Т*. Предположим, что с младшего разряда шкалы считывающим элементом A_0 на вход схемы запрета (*Вх.А*) поступил код единицы. Из-за отсутствия на запрещающем входе схемы запрета сигнала этот код пройдет в схему *ИЛИ* и запишется в триггер *Т*. С приходом на другой вход триггера *Т* сигнала установки нуля *Уст.* «0» триггер *Т* возвратится в исходное состояние, а код единицы пройдет на выход и одновременно на запрещающий вход схемы запрета и *Вх. Б* схемы *И*. В этот момент должно быть произведено считывание кодов элементами A_1 и $Б_1$ следующего разряда, коды которых поступают соответственно на *Вх.А* и *Вх.Б*. Но схема запрета запрещает в этот момент прохождение информации. А через схему *И* считанный элементом $Б_1$ код пройдет на схему *И* и затем через схему *ИЛИ* на триггер *Т*. С приходом очередного тактового импульса *Уст.* «0» код, считанный элементом $Б_1$, поступит на выход и одновременно в схему запрета и схему *И*. Если при очередном такте считывания на выход пройдет код нуля, то при следующем считывании схема запрета запрещена не будет и на выход пройдет код, поступивший на *Вх.А*. Установки триггера *Т* в исходное состояние тактами *Уст.* «0» должны быть синхронизированы с потактным считыванием кодов с разрядов шкалы, начиная с младшего.

Схема преобразователя, реализующего V-код, приведена на рис. 8.10. Она состоит из регистра, осуществляющего поочередный потактный опрос считывающих элементов синхронно с импульсами *Уст.*«0» триггера в схеме переключения; кодирующего диска с V-кодом, считывающих элементов; усилителей $У_А$ и $У_Б$, предназначенных для усиления сигналов считывания и схемы переключения.

К положительным качествам V-кода следует отнести и то, что с увеличением номера разряда увеличивается сдвиг считывающего элемента A_1 относительно элемента $Б_1$. Это позволяет увеличивать допуск на

изготовление старших разрядов шкалы и установление считывающих элементов.

Необходимость считывания результата в последовательном коде увеличивает время преобразования по сравнению с параллельным способом считывания. Но этот недостаток устраняется при считывании по методу двойной щетки.

Метод двойной щетки сводится к установке в каждом разряде, кроме первого, двух считывающих элементов *А* и *Б*. Но в отличие от V-кода все считывающие элементы *А* сдвигаются на половину младшего разряда влево и располагаются по одной линии, а все считывающие элементы *Б* сдвигаются на половину младшего разряда вправо и также располагаются в одну линию. Выбор считывающих элементов *А* или *Б*

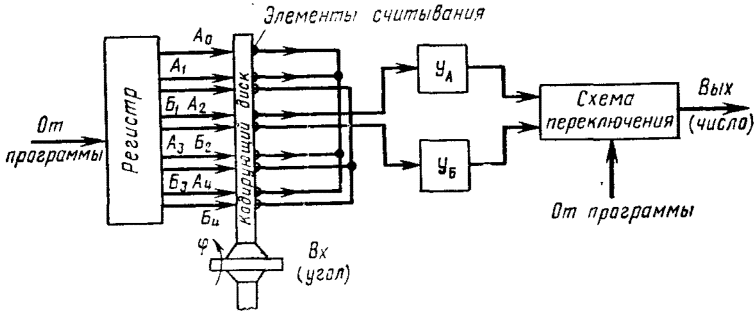


Рис. 8.10. Структурная схема преобразователя, реализующего V-код

определяется в зависимости от цифры младшего разряда. Если цифра младшего разряда единица (светлый участок), то производится одновременное считывание с элементов *Б*, если же цифра младшего разряда нуль, то производится одновременное считывание с элементов *А*.

Таким образом, если при V-коде количество тактов считывания пропорционально количеству разрядов числа, то при методе двойной щетки количество тактов считывания равно двум. Однако при этом методе допуск на установку считывающих органов всех разрядов одинаков и при высокой разрядности достаточно узок.

Циклические коды. Отмеченный выше недостаток наличия больших ошибок двоичных кодовых шкал заключается в неопределенности считывания на границах квантования и является следствием изменения кода цифр одновременно в нескольких разрядах. Также было показано, что при изменении цифры только в одном разряде величина ошибки считывания не превышает единицы младшего разряда. Отсюда возникла идея создания кода, который бы строился таким образом, что переход от одной двоичной последовательности к соседней сопровождался бы изменением кода только в одном разряде. Создание такого кода сводится к выработке законов построения двоичных последовательностей, обладающих отмеченными выше свойствами.

Эти коды можно легко получать, используя диаграммы, изображенные на рис. 8.11, *а*, *б*. Пересечение вертикальных и горизонтальных

линий на этих диаграммах определяют кодовые четырехразрядные последовательности. Первые два разряда определяются номером строки, а оставшиеся — номером столбца. Условием составления кода, в котором последовательно изменяется цифра только в одном из разрядов, является запрещение движения по диагонали и повторное движение вдоль строки столбца. При движении, отмеченном на диаграмме жирными линиями, кодовая последовательность, появляющаяся в узловых

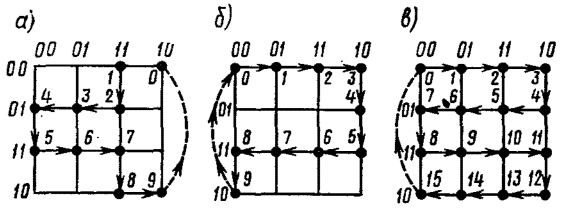


Рис. 8.11. Диаграммы циклических кодов

точках (0 ÷ 9), определяется пересечением соответствующих кодовых вертикальных и горизонтальных линий. Кодовые последовательности для этих случаев сведены в табл. 8.1.

Таблица 8.1

Десятичный код	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Диаграмма *а*	0010	0011	0111	0101	0100	1100	1101	1111	1011	1010
Диаграмма *б*	0000	0001	0011	0010	0110	1110	1111	1101	1100	1000

Как видим из таблицы, в каждом случае чередуются различные кодовые последовательности, но при переходе кодовой последовательности к соседней в обоих случаях меняется цифра только в одном разряде. Количество узловых точек диаграмм, вертикальных и горизонтальных линий определяется количеством квантованных уровней преобразуемого параметра. Построение кода, как и в предыдущих случаях, сводится к последовательному обхождению всех пронумерованных вершин.

Для того чтобы кодовая последовательность последней точки отличалась от кодовой последовательности первой точки только цифрой в одном разряде, необходимо диаграммы строить по определенному правилу с замкнутым циклом. Отсюда и коды, строящиеся по отмеченному правилу, называют *циклическими*.

Вместо циклических диаграмм для построения циклических кодов можно воспользоваться кубом. Но это оказывается более сложным при большом количестве чисел.

Целесообразность выбора того или иного обхода для кодовой шкалы преобразователя, а значит, и выбора того или иного циклического кода, определяется сложностью перехода к нему от двоичного кода и

особенно сложностью перехода от циклического кода к двоичному. Необходимость такого преобразования объясняется тем, что циклические коды неудобны для выполнения арифметических операций и поэтому в ЦВМ почти не используются.

Относительной простотой перехода к двоичному коду и обратно отличается циклический код, называемый *кодом Грея*. Он строится по диаграмме, изображенной на рис. 8.11, *в*. Пример записи чисел от 0 до 15 в коде Грея и для сравнения двоичного кода приведен в табл. 8.2

Таблица 8.2

Десятичный код	Двоичный код	Код Грея	Десятичный код	Двоичный код	Код Грея
0	0000	0000	8	1000	1100
1	0001	0001	9	1001	1101
2	0010	0011	10	1010	1111
3	0011	0010	11	1011	1110
4	0100	0110	12	1100	1010
5	0101	0111	13	1101	1011
6	0110	0101	14	1110	1001
7	0111	0100	15	1111	1000

Схема кодовой шкалы для преобразования углового и линейного перемещений изображена на рис. 8.12.

Из рисунка видно, что ширина светлых и затемненных участков всех разрядов, кроме самого старшего, в два раза больше, чем при двоичном

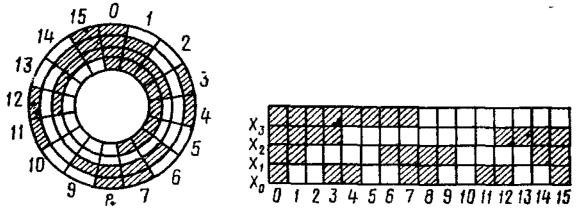


Рис. 8.12. Шкалы с кодом Грея

кодировании. Это дает возможность при одной и той же разрешающей способности цены младшего разряда повысить точность кодирования в два раза.

Двоичное число $x_{n-1}\, x_{n-2} \ldots x_1\, x_0$ приводится к циклическому коду $\alpha_{n-1}\, \alpha_{n-2} \ldots \alpha_1\, \alpha_0$ по следующим правилам:

$$\alpha_{n-1} = x_{n-1};$$
$$\alpha_{n-2} = x_{n-2} \oplus x_{n-1};$$
$$\alpha_i = x_i \oplus x_{i+1};$$
$$\ldots\ldots\ldots\ldots\ldots$$
$$\alpha_0 = x_0 \oplus x_1,$$

где x_i и α_i — соответственно обозначение нуля или единицы разряда двоичного кода и кода Грея.

Например, если двоичная запись числа $x_4\ x_3\ x_2\ x_1\ x_0$ есть 11001, то, переведя ее в циклический код $\alpha_4\ \alpha_3\ \alpha_2\ \alpha_0$ и воспользовавшись изложенным выше правилом:

$$\alpha_4 = x_4 = 1;$$
$$\alpha_3 = x_3 \oplus x_4 = 1 \oplus 1 = 0;$$
$$\alpha_2 = x_2 \oplus x_3 = 0 \oplus 1 = 1;$$
$$\alpha_1 = x_1 \oplus x_2 = 0 \oplus 0 = 0;$$
$$\alpha_0 = x_0 \oplus x_1 = 1 \oplus 0 = 1,$$

получим запись в коде Грея (10101).

Таким образом, при необходимости перевода считанной информации в код Грея необходимо иметь специальную логическую схему.

Обратный перевод числа из кода Грея в двоичный код осуществляется по следующим правилам:

$$x_{n-1} = \alpha_{n-1};$$
$$x_{n-2} = x_{n-1} \oplus \alpha_{n-2};$$
$$\cdots\cdots\cdots$$
$$x_i = x_{i+1} \oplus \alpha_i.$$

Функциональная схема, выполняющая эти логические операции, изображена на рис. 8.13. Преобразования по отмеченной логике проводятся последовательно, начиная со старшего разряда.

Считываемое число в коде Грея поразрядно поступает одновременно в схему запрета *2* и схему повторителя *3*.

Если в старшем разряде был код «1», то он проходит в схему повторителя *5*, далее в схему $ИЛИ_6$ и попадает на вход триггера *Т*. При поступлении затем тактового импульса *Уст.* «0» записанный в триггере *Т* код выдается на выход и синхронно с поступлением следующего разряда кода Грея — в схемы повторителя *1* и запрета *2*.

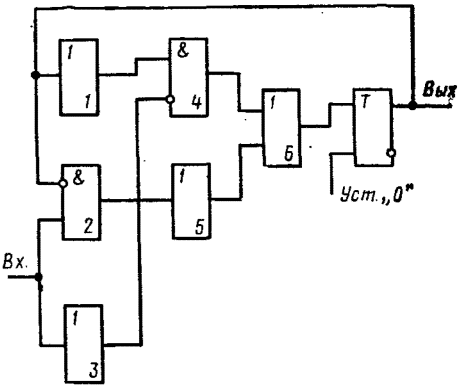


Рис. 8.13. Функциональная схема преобразователя кода Грея в двоичный код, поступающий в машину старшим разрядом вперед

Если в следующем разряде числа на входе имеется код «1», то он через схему запрета *2* не пройдет, так как запись в последнюю запрещена, а через схему повторителя *3* пройдет в схему запрета *4* и запретит запись в ней. Следовательно, из схемы повторителя *1* код «1» на выход также не пройдет. Поэтому на выходе в следующем разряде числа будет записан код «0». Если же в следующем разряде

кода Грея на входе будет код «0», запись в схему запрета *4* запрещена не будет и код «1» схемы повторителя *1* пройдет на выход и т. д.

В ЦВМ последовательного действия используют последовательный код, поступающий в машину младшими разрядами вперед. Поэтому описанный способ требует последующего преобразования из последовательного кода, поступающего в машину старшим разрядом вперед в последовательный код, поступающий младшим разрядом вперед.

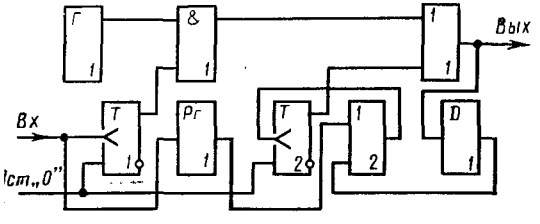


Рис. 8.14. Функциональная схема преобразователя кода Грея в двоичный код, поступающий в машину младшим разрядом вперед

Применительно к таким машинам целесообразно выполнять преобразование из кода Грея в двоичный код, поступающий в машину младшим разрядом вперед. Это можно реализовать по следующему правилу.

Вначале определяется количество единиц, которое содержится в преобразуемой последовательности кода Грея. Если число единиц четное, то в младшем разряде двоичного числа проставляют 0, если нечетное — то 1. Цифры остальных разрядов определяются по следующим формулам:

$$x_0 = \sum_l \alpha_i;$$

$$x_1 = x_0 \oplus \alpha_0;$$

$$x_2 = x_1 \oplus \alpha_1;$$

$$x_{i+1} = x_i \oplus \alpha_i.$$

Например, надо преобразовать число 10101, записанное в циклическом коде, в двоичный код. Преобразование осуществляется поразрядно, начиная с младшего разряда, т. е.

$$x_0 = \alpha_0 \oplus \alpha_1 \oplus \alpha_2 \oplus \alpha_3 \oplus \alpha_4 = 1 \oplus 0 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 1 = 1;$$

$$x_1 = x_0 \oplus \alpha_0 = 1 \oplus 1 = 0;$$

$$x_2 = x_1 \oplus \alpha_1 = 0 \oplus 0 = 0;$$

$$x_3 = x_2 \oplus \alpha_2 = 0 \oplus 1 = 1;$$

$$x_4 = x_3 \oplus \alpha_3 = 1 \oplus 0 = 1.$$

Запись числа в двоичном коде будет 11001. Схема, реализующая эту логику, приведена на рис. 8.14. Ее работа протекает следующим образом.

Цифровая последовательность кода Грея младшим разрядом вперед считывается с кодовой шкалы и поступает на счетный вход триггера T_1. Если количество единиц четное, то триггер T_1 после их подсчета возвращается в исходное положение и управляемая им схема $И_1$ будет закрыта. Если число единиц нечетное, то триггер T_1 окажется в переброшенном состоянии и управляемая им схема $И_1$ будет открыта. Посту-

пающий затем на вход схемы $И_1$ импульс генератора $Г_1$ проходит на вход схемы $ИЛИ_1$ и через нее на выход, выражая собой код единицы младшего разряда двоичного числа. Одновременно код младшего разряда двоичного числа поступает через линию задержки D и схему $ИЛИ_2$ на счетный вход триггера $Т_2$, туда же в следующем такте поступает младший разряд числа, выраженного в коде Грея. Триггер $Т_2$, выполняя роль одноразрядного счетчика, производит суммирование поступивших кодов, выдавая следующий разряд двоичного числа через схему $ИЛИ_1$ на выход и одновременно на линию задержки D, и т. д.

Для осуществления задержки числа, выраженного в коде Грея, на время определения младшего разряда двоичного кода и подачи его в соответствующих тактах на входе триггера $Т_2$ используется регистр сдвига *Рг.* Младший разряд кода Грея, поступивший на вход этого регистра, появляется на его выходе после того, как младший разряд двоичного кода появится на входе триггера $Т_2$. По окончании полного цикла преобразования числа импульс установки *Уст.* «0» переводит схему в исходное состояние, подготавливая ее для нового цикла.

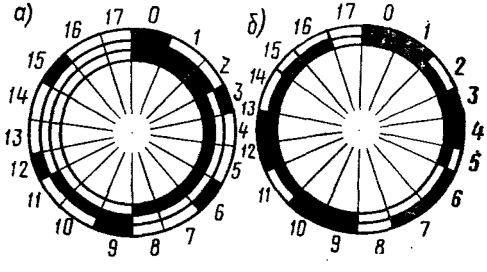


Рис. 8.15. Троичные кодовые шкалы

Троичная кодовая шкала. Троичная кодовая шкала позволяет преобразовывать механическое перемещение в троичный код. Такое преобразование целесообразно производить в том случае, если для обработки результатов преобразования используются затем цифровые вычислительные устройства, работающие в троичном коде.

Для реализации троичного кода при тех же способах изготовления, что используются и для двоичных шкал, необходимо иметь две двоичные шкалы (табл. 8.3). На первой шкале наносится кодовая маска, на которой код двойки реализуется так же, как и код единицы, т. е. светлым участком (рис. 8.15, *а*), на второй шкале выполняются только те разряды, в которых появляется код двойки, и эти коды двойки представляются так же, как единицы, т. е. светлыми участками (рис. 8.15, *б*).

Таблица 8.3

Десятичный код	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17
Троичный код	000	001	002	010	011	012	020	021	022	100	101	102	110	111	112	120	121	122
Код 1-й шкалы	000	001	001	010	011	001	010	110	100	100	101	101	110	111	111	110	111	111
Код 2-й шкалы	000	000	001	000	000	010	010	010	011	000	000	001	000	000	001	010	010	011

Обе кодовые шкалы жестко закреплены на валу, угол поворота которого подвергается преобразованию в троичный код. Результаты считывания в пределах одного разряда, кроме последнего, суммируются по mod 3.

Функциональная кодовая шкала. Рассмотренные до этого кодовые шкалы обеспечивали преобразование перемещения в число, линейно зависящее от этого перемещения. Однако часто приходится преобразовывать угловые перемещения, связанные функциональной зависимостью с определяемыми затем параметрами. Например, если параметры определяются в полярной системе координат, а требуется затем перейти к прямоугольной системе координат, то необходимо проводить решение следующих уравнений:

$$z = \rho \sin \varepsilon;$$
$$x = \rho \cos \varepsilon \cdot \cos \beta;$$
$$y = \rho \cos \varepsilon \cdot \sin \beta.$$

Такое решение можно провести, предварительно преобразовав первичные данные ρ, ε, β в двоичный код, а затем в цифровой машине вычислить косинусы, синусы углов и произвести перемножения. Можно поступить и иначе. Преобразовывать угловые параметры сразу в цифровой код косинуса и синуса угла. Кодовые шкалы, обеспечивающие преобразование в число функций угла (или линейного перемещения), называют *функциональными* (для рассматриваемого примера такими функциональными шкалами будут косинусная и синусная шкалы). Эти шкалы разгружают цифровые машины от дополнительных функциональных преобразований и таким образом оказываются в ряде случаев предпочтительными. Функциональные шкалы могут реализовать широкий класс нелинейных функций от угла поворота, не имеющих разрывов.

Построение кодовой шкалы ведут, исходя из согласования требуемой и реализуемой разрешающей способности на самом крутом участке функции. Так, для синусоидальной зависимости такой участок находится в начале координат. Поскольку одному и тому же приращению квантованного уровня соответствуют различные величины углов, то ширина светлых и темных участков на кодовой шкале с уменьшением крутизны изменения функции увеличивается. Различная ширина единичных участков в пределах изменения параметра не позволяет применять метод логического выбора считывающих элементов для устранения ошибок считывания на границах участков. Поэтому здесь целесообразно использовать циклические коды.

Пример части функциональной синусной кодовой шкалы с кодом Грея приведен на рис. 8.16, *а*, *б*. Установление знака снимаемой функциональной зависимости производится специальной дорожкой, как обычно принято в ЦВМ, знак плюс представляется кодом нуля, знак минус — кодом единицы. Рассмотренная синусная шкала может одновременно использоваться и как косинусная, если имеются дополнительные считывающие элементы, сдвинутые на 90° относительно синусных.

Изготовление функциональных кодовых шкал оказывается более сложным, чем линейных. Если в линейных кодовых шкалах производится разбиение всей окружности на равные части, то в функциональных кодовых шкалах такое разбиение проводится по соответствующей

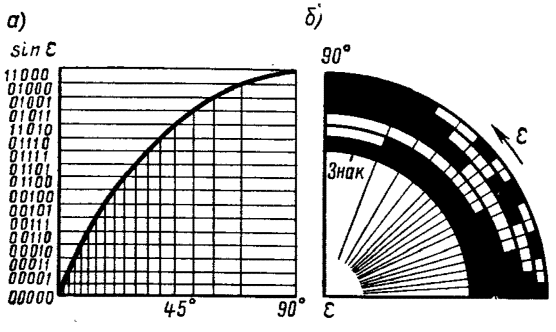


Рис. 8.16. Синусная кодовая шкала

функциональной зависимости. Перед изготовлением шкалы необходимо провести графическое квантование функции в зависимости от угла поворота, а затем полученные дискретные значения функции записать в циклическом коде.

§ 8.4. МАТРИЧНОЕ КОДИРОВАНИЕ

Преобразователи, действие которых основано на использовании матричного кодирования, похожи на преобразователи, действие которых основано на принципе счета с добавлением кодирующей матрицы. Действительно, в последних щетка или какой-либо другой считывающий элемент перемещается по кодовой дорожке, осуществляя считывание последовательно расположенных единиц и передавая их для подсчета в счетчик. Такой способ позволяет преобразовывать, как уже говорилось, только приращение параметра. В рассматриваемом же типе преобразователя сигнал, считанный как код единицы, поступает не в счетчик, а в матрицу для кодирования. Причем для сигнала каждого участка (назовем его ламелью) имеется своя шина и поэтому сигиал каждой ламели кодируется своей вполне определенной двоичной последовательностью.

Работа преобразователя с матричным кодированием поясняется на рис. 8.17. Жестко с валом, угол поворота которого подлежит преобразованию, скрепляется щетка. Щетка в процессе работы перемещается по токопроводящим ламелям, расположенным по кольцу. Каждая ламель с помощью шины соединяется с кодирующей матрицей. Кодирующая матрица представляет собой диодный или какой-либо другой шифратор. Количество выходных шин n шифратора для двоичного кодирования

$$n = \log_2 m,$$

где m — количество ламелей, обычно кратное степени двойки (в противном случае значение логарифма приходится округлять до целого числа в бóльшую сторону).

Каждая выходная шина при двоичном кодировании предназначается для вполне определенного разряда двоичного числа. При работе на щетку поступает напряжение, которое в зависимости от ее положения проходит на одну из входных шин шифратора и преобразуется в соответствующее двоичное число на выходных шинах. Источник питания может быть как постоянного тока в случае потенциального способа представления числа, так и импульсный в случае импульсно-кодового представления числа. При импульсно-кодовом представлении числа импульсная частота питания должна выбираться с учетом скорости изменения преобразуемого параметра так, чтобы за время нахождения щетки на одной ламели прошло не менее одного цикла опроса.

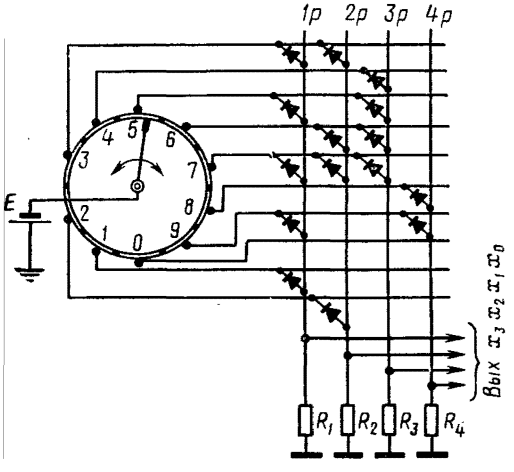


Рис. 8.17. Схема матричного кодирования

При кодово-импульсном представлении чисел вместо диодного шифратора, требующего для своего воплощения большое количество диодов, целесообразно использовать шифратор, выполненный из оксиферовых колец (количество колец в таком шифраторе равняется количеству разрядов цифрового кода). При двоичном кодировании шина первой ламели прошивает оксифер первого разряда (001), шина второй ламели — оксифер второго разряда (010), шина третьей ламели — оксиферы первого и второго разрядов (011) и т. д. При считывании в выходных обмотках соответствующих разрядов будут появляться сигналы, выражающие собой код двоичного числа, соответствующего номеру определенной ламели.

Ширина считывающей щетки должна превышать ширину изолированного участка между ламелями. Нарушение этого приведет к тому, что в моменты нахождения щетки между ламелями питание отключается и информация на выходе отсутствует. Однако за счет увеличения ширины контактирующей зоны считывающей щетки иногда на границах считывания происходит одновременное перекрытие соседних ламелей и, следовательно, одновременный опрос двух соседних участков разбиения. При обычном двоичном кодировании это приводит к появлению больших ошибок, аналогичных тем, которые возникают на границах квантования двоичных шкал. Действительно, положим, щетка перемещается с ламели с порядковым номером *3* к ламели с порядковым номером *4*. При этом на выходных шинах появляется двоичный код 0011, который должен затем измениться на двоичный код 0100. В мо-

мент же одновременного перекрытия на выходных шинах появится двоичный код 0111, значительно отличающийся от правильного результата.

Для устранения ошибок считывания на границах, как и в шкальных преобразователях, можно применять циклические коды, у которых при переходе от одного числа к соседнему изменяется цифра только в одном разряде. Правда, такой метод устранения больших ошибок считывания приводит к усложнению схемы, так как требует последующего перехода от циклического кода к двоичному.

Другим способом устранения больших ошибок на границах считывания является использование двухтактного опроса. Кодирование производится в обычном двоичном коде, но шины четных ламелей подключаются к источнику импульсного питания в такте t_1, а шины нечетных ламелей — к источнику импульсного питания в такте t_2, сдвинутому относительно такта t_1 на половину такта. Часть такой матрицы кодирования, состоящей из четырех оксиферов, изображена на рис. 8.18 (оксиферы *5* и *6* являются запитывающими). Двухтактная запитка соседних ламелей приводит к тому, что если даже щетка будет находиться на двух соседних ламелях, опрашиваются они не одновременно, а последовательно, и, следовательно, на выводных шинах будут появляться коды действительных чисел (например, то 0011, то 0100), а не искаженный код (0111), как это было при одновременном опросе.

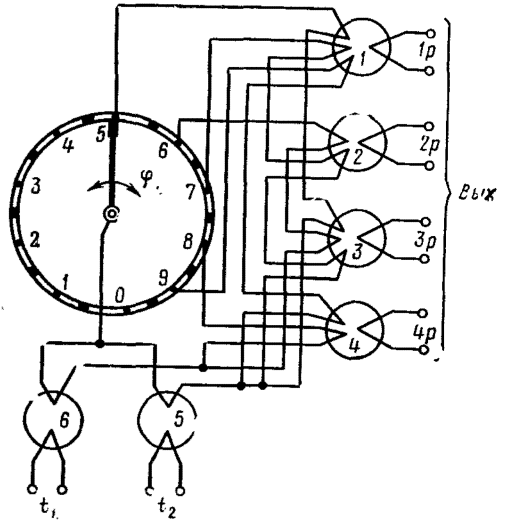


Рис. 8.18. Схема матричного кодирования с двухтактовым опросом

Аналогичную картину можно получить, используя две считывающие щетки, сдвинутые друг относительно друга на ширину изоляционного промежутка, если эти щетки запитывать от независимых источников питания.

Преобразователи с матричным кодированием достаточно просты, однако они наиболее пригодны для контактного способа съема информации. Отсюда им присущи все недостатки, свойственные этому способу съема.

§ 8.5. ПРЕОБРАЗОВАНИЕ С ПЕРЕХОДОМ К ВРЕМЕННОМУ ИНТЕРВАЛУ

Работа преобразователей с использованием метода перехода к временному интервалу основана на измерении преобразуемой величины,

отыскании соответствующего ей временно́го интервала и измерении последнего. Измерение временно́го интервала осуществляется непосредственным подсчетом маркерных импульсов. Во избежание появления накапливающейся ошибки преобразование каждого значения параметра осуществляется независимо от предыдущего. Таким методом можно проводить как преобразование механических перемещений (преобразователи с магнитным барабаном, на фазовращателях), так и преобразование электрических величин (сравнением с пилообразным или ступенчатым напряжением).

Преобразователь с магнитным барабаном (рис. 8.19). Этот преобразователь состоит из магнитного барабана *МБ*, головки записи $Г_1$, головок считывания $Г_2$ и $Г_4$, головки стирания $Г_3$ и электронной схемы.

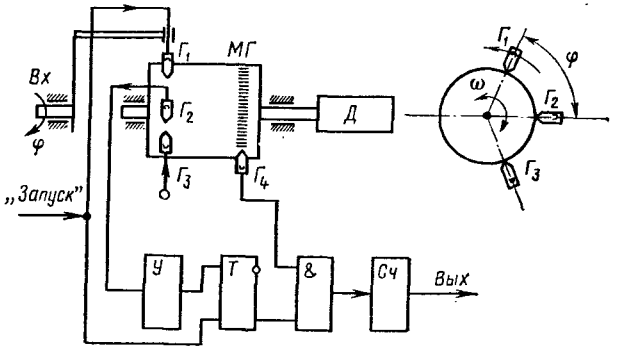


Рис. 8 19. Схема преобразователя с магнитным барабаном

МБ имеет две дорожки: над одной помещается только считывающая головка $Г_4$, над другой — остальные головки. Записывающая головка $Г_1$ выполняется подвижной и механически сочленяется с валом, угол поворота φ которого требуется преобразовать. Оси вращения *МБ* и записывающей головки $Г_1$ совпадают.

При необходимости в преобразовании угла схемой управления подается сигнал «*Запуск*». При этом подвижной записывающей головкой $Г_1$ на *МБ* записывается импульс, фиксирующий угол φ. Одновременно сигнал «*Запуск*» перебрасывает триггер *Т*, открывая схему *И*. Через схему *И* маркерные импульсы, считываемые с *МБ* головкой $Г_4$, начинают проходить в счетчик *Сч*. Как только фиксирующий импульс, записанный магнитной головкой $Г_1$, окажется под неподвижной головкой считывания $Г_2$, в последней возбуждается импульс, который, пройдя через усилитель *У*, возвращает триггер *Т* в первоначальное положение. Этим прекращается доступ маркерных импульсов через схему *И* в счетчик *Сч*.

Количество импульсов, накопленных в *Сч* за этот цикл, будет пропорционально углу поворота записывающей головки $Г_1$ относительно неподвижной считывающей головки $Г_2$, а следовательно, и преобразуемому углу φ.

Перед подачей схемой управления нового сигнала «*Запуск*» *Сч* должен быть очищен, а записанный фиксирующий импульс стерт головкой $Г_3$.

Преобразователь на фазовращателях. Прежде чем рассматривать полную схему преобразователя, выполненного на фазовращающем элементе, остановимся на работе этого элемента и покажем возможность получения линейного сдвига фаз во времени, пропорционального углу поворота, подлежащего преобразованию.

В р а щ а ю щ и й с я т р а н с ф о р м а т о р. Если две катушки индуктивности, расположенные под углом 90° друг к другу, подключить к источникам тока, то в третьей обмотке будет наводиться э д. с., величина которой пропорциональна углу между осью этой обмотки и двумя первыми обмотками:

$$E = jM_1 \frac{di_1}{dt} + jM_2 \frac{di_2}{dt},$$

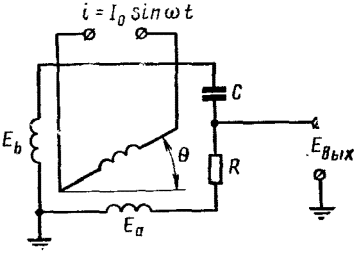


Рис. 8.20. Схема получения сдвига фаз, основанная на их расщеплении

где E — э.д.с. третьей обмотки; M_1 и M_2 — коэффициенты взаимоиндукции соответственно первой и третьей, второй и третьей обмоток; i_1 и i_2 — токи соответственно в первой и второй обмотках.

Если

$$i_1 = I_0 \sin \omega t; \qquad M_1 = M \cos \theta;$$
$$i_2 = I_0 \cos \omega t; \qquad M_2 = M \sin \theta,$$

где θ — угол между осями первой и третьей обмоток, то

$$E = j M \cos \theta I_0 \omega \cos \omega t - j M \sin \theta I_0 \omega \sin \omega t;$$
$$E = jM\omega I_0 \cos (\omega t + \theta).$$

Полученное выражение показывает, что э. д. с. третьей обмотки имеет линейный сдвиг фаз, пропорциональный углу между осями подвижной и неподвижной обмоток, и постоянное значение $E_m = M\omega I_0 =$ = const при ω = const. Этот метод требует равной амплитуды питающих токов I_0 = const и сдвига фаз между ними в 90°. Подобные фазовращатели могут быть осуществлены на вращающихся трансформаторах.

Рассмотрим другой способ получения линейного сдвига фаз. При этом способе одна обмотка подключается к источнику синусоидального тока (рис. 8.20) $i = I_0 \sin \omega t$, в двух других взаимно перпендикулярных обмотках возникнут э.д.с. индукции, которые соответственно будут равны:

$$E_a = jM_1 \frac{di}{dt}; \quad E_b = jM_2 \frac{di}{dt}.$$

Подставим значение тока $i = I_0 \sin \omega t$, получим

$$E_a = jM_1 I_0 \omega \cos \omega t; \quad E_b = jM_2 I_0 \omega \cos \omega t.$$

Применяя метод суперпозиции (считая, что цепь линейная) и пренебрегая индуктивным сопротивлением обмоток, найдем величину выходного напряжения от действия э. д. с. E_a и E_b каждой обмотки в отдельности, т. е.

$$E_{a\,\text{вых}} = \frac{jM_1 I_0 \omega R \cos \omega t}{R + 1/(j\omega C)}.$$

Выделим мнимую и действительную части:

$$E_{a\,\text{вых}} = -\frac{M_1 I_0 \omega^2 RC \cos \omega t}{R^2\omega^2 C^2 + 1} + j\frac{M_1 I_0 \omega^3 R^2 C^2 \cos \omega t}{R^2\omega^2 C^2 + 1}.$$

Определим модуль величины напряжения на выходе и сдвиг фаз:

$$|E_{a\,\text{вых}}| = \frac{M_1 I_0 \omega^2 RC}{R^2\omega^2 C^2 + 1}\sqrt{1 + \omega^2 R^2 C^2}; \quad \varphi_1 = \operatorname{arctg}(-\omega RC).$$

Следовательно, выражение для напряжения на выходе, которое появляется под действием E_a, можно записать в виде

$$E_{a\,\text{вых}} = \frac{M_1 I_0 \omega^2 RC}{\sqrt{1 + R^2\omega^2 C^2}} \cos[\omega t + \operatorname{arctg}(-\omega RC)].$$

Выходное напряжение от действия E_b:

$$E_{b\,\text{вых}} = \frac{jM_2 I_0 \omega \cos \omega t}{[R + 1/(j\omega C)]j\omega C}.$$

Преобразуем это выражение и найдем модуль величины выходного напряжения и сдвиг фаз:

$$E_{b\,\text{вых}} = \frac{M_2 I_0 \omega^2 RC \cos \omega t}{1 + R^2\omega^2 C^2} + j\frac{M_2 I_0 \omega \cos \omega t}{R^2 C^2 \omega^2 + 1};$$

$$|E_{b\,\text{вых}}| = \frac{M_2 I_0 \omega}{\sqrt{1 + R^2 C^2 \omega^2}}; \quad \varphi_2 = \operatorname{arctg}\frac{1}{\omega RC}.$$

Окончательно можно записать, что

$$E_{b\,\text{вых}} = \frac{M_2 I_0 \omega}{\sqrt{1 + \omega^2 R^2 C^2}} \cos\left(\omega t + \operatorname{arctg}\frac{1}{\omega RC}\right).$$

Общее выходное напряжение будет равно сумме $E_{a\,\text{вых}}$ и $E_{b\,\text{вых}}$, т. е.

$$E_{\text{вых}} = E_{a\,\text{вых}} + E_{b\,\text{вых}} = \frac{I_0 \omega}{\sqrt{1 + \omega^2 R^2 C^2}}\left\{M_1 \omega RC \cos[\omega t + \right.$$

$$\left. + \operatorname{arctg}(-\omega RC)] + M_2 \cos\left(\omega t + \operatorname{arctg}\frac{1}{\omega RC}\right)\right\}.$$

Учитывая, что

$$M_1 = M \cos \theta \quad M_2 = M \sin \theta,$$

и выбирая ωRC равным 1 путем подбора R и C, получаем

$$E_{\text{вых}} = \frac{MI_0\omega}{\sqrt{2}}[\cos\theta\cos(\omega t - 45°) + \sin\theta\cos(\omega t + 45°)].$$

Выразив cos (ωt — 45°) через sin (ωt + 45°), окончательно будем иметь

$$E_{\text{вых}} = (MI_0\omega/\sqrt{2})\sin(\omega t - 45° + \theta).$$

Последнее уравнение показывает, что выходное напряжение имеет линейный сдвиг фаз, если: $E_{\text{вых max}} = MI_0\omega/\sqrt{2} = \text{const}$, что достигается при $\omega = \text{const}$.

Реализация этого способа оказывается несколько проще предыдущего, так как в первом случае требуется обеспечить высокую точность сдвига фаз токов в двух взаимно перпендикулярных обмотках на 90 при равенстве их амплитуд, а в последнем — только осуществить регулировку R и C для обеспечения равенства $\omega RC = 1$.

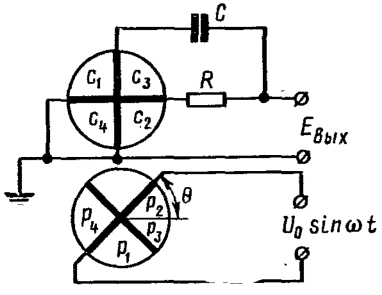


Рис. 8.21. Схема включения вращающегося трансформатора

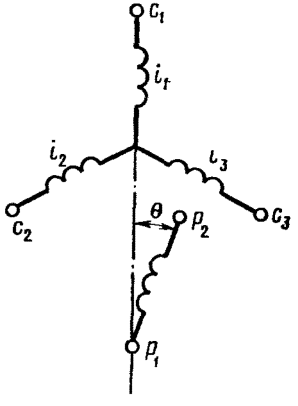


Рис. 8. 22. Схема обмоток сельсина

Этот способ может быть осуществлен на обычных вращающихся трансформаторах, имеющих попарные взаимно перпендикулярные обмотки на статоре и роторе (рис. 8.21).

С е л ь с и н. Рассмотрим возможность получения линейного сдвига фаз при использовании сельсинов.

Три обмотки статора c_1, c_2 и c_3, расположенные под углом 120° друг к другу, питаются трехфазным напряжением (рис. 8.22).

Возникающая в обмотке ротора э.д.с. индукции

$$E = jM_1\frac{di_1}{dt} + jM_2\frac{di_2}{dt} + jM_3\frac{di_3}{dt}.$$

Если учесть, что

$i_1 = I_0\sin\omega t$; $M_1 = M\cos\theta$;

$i_2 = I_0\sin(\omega t - 120°)$; $M_2 = M\cos(\theta - 120°)$;

$i_3 = I_0\sin(\omega t - 120°)$; $M_3 = M\cos(\theta + 120°)$

и подставить эти значения в предыдущую формулу, то получим

$$E = jM\cos\theta I_0\omega\cos\omega t + jM\cos(\theta - 120°)\, I_0\omega\cos(\omega t - 120°) + jM\cos(\theta + 120°)\, I_0\,\omega\cos(\omega t + 120°).$$

После тригонометрических преобразований выражение приобретает вид

$$E = (3/2)\, jMI_0\omega\cos(\omega t - \theta).$$

Формула показывает, что при использовании сельсина получаем напряжение на роторе, имеющее постоянную амплитуду колебаний и линейный сдвиг фаз относительно напряжения питания. Преимуществом рассмотренных фазовращателей является то, что они реализуются на изделиях. широко выпускаемых промышленностью.

Недостатком же их следует считать сравнительно невысокую точность этих изделий.

Индуктосин. *Индуктосином* называют многополюсный индукционный датчик, который так же, как и рассмотренный выше вращающийся трансформатор, вырабатывает электрические сигналы, связанные синусной и косинусной зависимостью с углом поворота ротора. Однако за счет большого количества полюсов на роторе и статоре и печатного выполнения обмоток индуктосин позволяет производить преобразование угла с более высокой точностью, достигающей одной угловой секунды.

Основными элементами индуктосина являются два диска, изготовленные из изоляционного материала. Один из дисков выполняется неподвижным и называется *статором*, другой — поворотным и называется *ротором*. Между дисками, расположенными соосно, имеется воздушный промежуток. На смежных поверхностях дисков печатным способом выполняется одна или несколько обмоток, которые могут быть непрерывными и секционными. Обмотки представляют собой ряд радиальных токопроводящих полос, соединенных поочередно. Число радиальных полос должно быть четным, с тем чтобы направление магнитных полей проводников всюду было противоположным.

Комбинация обмоток на роторе и статоре выбирается в зависимости от назначения индуктосина. Она может быть однотипной или различной. Например, статор может состоять из двух многополюсных секционированных обмоток, а ротор — из одной многополюсной обмотки (рис. 8.23). Именно такой индуктосин получил наибольшее распространение. Обмотки статора при этом сдвинуты друг относительно друга на половину полюсного деления обмотки ротора. Шаг обмотки на роторе и статоре может быть различным, но соотношение между шириной токопроводящей полосы l_0 (в угловых единицах) и расстоянием между полосами $l - l_0$ должно быть постоянным:

$$l/(l - l_0) = \text{const},$$

где l — угловое расстояние между осевыми линиями соседних радиальных полос — полосное деление обмотки.

Удвоенное полюсное деление обмотки называют *шагом обмотки* τ:

$$\tau = 2l.$$

При питании обмотки статора переменным синусоидальным напряжением неизменной частоты в роторе индуктосина индуктируется э. д. с., амплитуда и фаза которой являются функциями угла поворота ротора. При соответствующих способах питания обмотки статора можно добиться неизменности амплитуды при функциональной зависимости фазы от угла поворота ротора и, наоборот, постоянства фазы при функциональной зависимости амплитуды от угла поворота ротора.

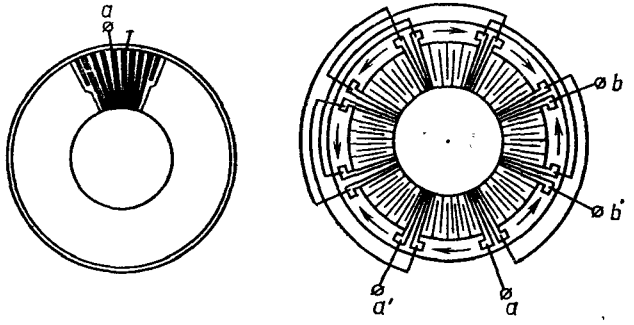


Рис. 8.23. Схемы ротора и статора индуктосина

Постоянство фазы выходного напряжения достигается питанием одной обмотки статора напряжением, амплитуда которого изменяется по синусоидальному закону, а другой — напряжением, амплитуда которого изменяется по косинусоидальному закону, и фазы их совпадают. Амплитуда напряжения, снимаемого с ротора, при этом изменяется по синусоидальному закону. Такой режим работы индуктосина называют *амплитудным*.

При питании обмоток статора напряжениями равной амплитуды, но сдвинутыми по фазе на 90°, амплитуда напряжения, снимаемого со статора, остается неизменной, а фаза меняется в зависимости от угла поворота. Такой режим работы индуктосина называют *фазовым*. Так как преобразование фазы в число может быть проведено с гораздо большей точностью, чем амплитуды, то фазовой режим работы является основным при использовании индуктосина в качестве преобразователя угла поворота в цифровой код. Рассмотрим этот режим несколько подробнее применительно к индуктосину с дисками, изображенными на рис. 8.23. Схема электрических связей между обмотками такого индуктосина приведена на рис. 8.24.

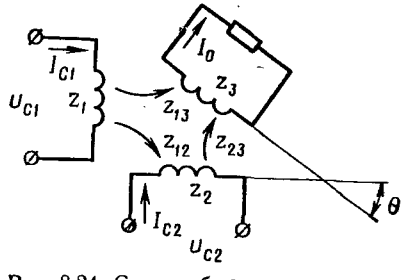


Рис. 8.24. Схема обмоток индуктосина

Итак, при запитке обмоток статора напряжениями $U_{c1} = U_c \sin \omega t$; $U_{c2} = U_c \cos \omega t$ напряжение U_p, снимаемое с роторной обмотки,

$$\dot{U}_p(\varphi) = \dot{K}_u U_{c1} \cos \varphi + \dot{K}_u U_{c2} \sin \varphi, \tag{8.1}$$

где $\dot{K}_u = \dot{U}_p / U_c$ — комплексный коэффициент передачи датчика; φ — фазовый параметр индуктосина, связанный с углом поворота ротора соотношением

$$\varphi = \theta n = \theta \frac{360}{\tau}, \tag{8.2}$$

где n — число шагов обмотки датчика или число периодов, имеющих фазы; τ — шаг обмотки.

Из выражения (8.2) видно, что фазовый параметр индуктосина изменяется в n раз быстрее, чем угол поворота его ротора, а будет тем больше, чем меньше шаг обмотки τ. Таким образом, налицо эффект увеличения преобразуемого углового перемещения.

Теперь от задачи преобразования угла переходим к задаче изменения фазового сдвига тока. Однако этот фазовый сдвиг представлен в увеличенном масштабе, что и позволяет получать высокие точности.

Для рассматриваемого случая электрические параметры связаны между собой следующей системой уравнений:

$$\left.\begin{aligned} z_1 \dot{I}_{c1} + z_{12} \dot{I}_{c2} + z_{13} \dot{I}_p &= \dot{U}_{c1}; \\ z_{21} \dot{I}_{c1} + z_2 \dot{I}_{c2} + z_{23} \dot{I}_p &= \dot{U}_{c2}; \\ z_{31} \dot{I}_{c1} + z_{32} \dot{I}_{c2} + z_3 \dot{I}_p &= 0, \end{aligned}\right\} \tag{8.3}$$

где $\dot{I}_{c1}$, $\dot{I}_{c2}$ — токи в первой и второй обмотках статора; $\dot{I}_p$ — ток в обмотке ротора; z_1, z_2 — полные сопротивления первой и второй обмоток статора; z_3 — суммарное сопротивление обмотки ротора и нагрузки; z_{12}, z_{21} — взаимные сопротивления между первой и второй обмотками статора; z_{13}, z_{31} — взаимные сопротивления между первой обмоткой статора и обмоткой ротора; z_{23}, z_{32} — взаимные сопротивления между второй обмоткой статора и обмоткой ротора.

Решение системы уравнений (8.3) позволяет определить ток в обмотке ротора:

$$\dot{I}_p = \frac{\dot{U}_{c1}(z_{21} z_{32} - z_2 z_{31}) - \dot{U}_{c2}(z_1 z_{32} - z_{12} z_{31})}{z_1 z_2 z_3 + z_{12} z_{23} z_{31} + z_{13} z_{21} z_{32} - z_1 z_{23} z_{32} - z_{12} z_{21} z_3 - z_{13} z_2 z_{31}}. \tag{8.4}$$

Для устранения инструментальных ошибок в работе индуктосина необходимо соблюдение следующих условий:

1) равенство по модулю сопротивлений обмоток статора:

$$z_1 = z_2 = z; \tag{8.5}$$

2) взаимная перпендикулярность обмоток статора, что обеспечит равенство нулю взаимных сопротивлений обмоток статора:

$$z_{12} = z_{21} = 0; \tag{8.6}$$

3) закон изменения сопротивлений между обмотками статора и обмоткой ротора в зависимости от угла поворота ротора должен быть стро-

го синусоидальным (косинусоидальным):

$$\left.\begin{aligned} z_{13} = z_{31} &= -j\omega M_{13} \sin n\theta; \\ z_{23} = z_{32} &= +j\omega M_{23} \cos n\theta; \\ M_{31} &= M_{23} = M, \end{aligned}\right\} \tag{8.7}$$

где M_{13}, M_{23} — максимальные взаимные индуктивности между соответствующими обмотками статора и ротора;

4) амплитуды питающих напряжений обмоток статора должны быть равны между собой:

$$U_{c1} = U_{c2} = U_c; \tag{8.8}$$

5) питающие напряжения для обеспечения фазового режима должны выражаться следующими соотношениями:

$$\left.\begin{aligned} \dot{U}_{c1} &= U_{c1} \sin \omega t; \\ \dot{U}_{c2} &= jU_{c2} \sin \omega t. \end{aligned}\right\} \tag{8.9}$$

С учетом соблюдения условий (8.5) ÷ (8.9) выражение (8.4) для тока после подстановки приобретает следующий вид:

$$\dot{I}_p = \frac{U_c \sin \omega t \cdot z\, j\omega M \sin n\theta - jU_c\, z\, j\omega M \cos n\theta}{z^2 z_3 - z\,[j\omega M (\cos n\theta)^2] - z\,(-j\omega M \sin n\theta)^2}.$$

Преобразовав это выражение, получим

$$\dot{I}_p = \frac{\omega M U_c \sin \omega t}{z z_3 + \omega^2 M^2} (\cos n\theta + j \sin n\theta). \tag{8.10}$$

Полученное выражение показывает, что модуль тока в обмотке ротора не зависит от угла поворота, а его фаза изменяется в n раз быстрее, чем угол поворота ротора:

$$\arg \dot{I}_p = n\theta.$$

Это выражение справедливо для идеального случая, в действительности же оно искажается в результате неравенства амплитуд и фаз полей обмоток статора, наличия связи между обмотками статора, появлением высших гармонических в кривой э.д.с. обмотки ротора, наличия эксцентриситета между обмотками статора и ротора, непараллельностью дисков и др.

Учет отмеченных погрешностей и рациональное проектирование позволяют создавать индуктосины, обеспечивающие весьма точное преобразование углового перемещения, измеряемого единицами угловых секунд.

Емкостные фазовращатели. Здесь механическое перемещение преобразуется в электрический параметр с помощью емкостного датчика, выполненного в виде пластин, емкость C между которыми определяется формулой

$$C = k\varepsilon S/d = \varepsilon S/(0{,}36\pi d) = 0{,}885\varepsilon S/d, \tag{8.11}$$

где ε — диэлектрическая проницаемость; S — площадь перекрытия двух пластин, см^2; d — расстояние между пластинами; C — значение емкости; k — коэффициент пропорциональности. (8.12)

Формула (8.11) показывает, что величина емкости определяется расстоянием d между пластинами и их площадью перекрытия S.

Конструктивно емкостные датчики выполняют либо с переменным зазором d и постоянной площадью пластин S, либо с переменной площадью S и постоянным зазором.

Датчики с переменным зазором обычно состоят из трех параллельных пластин, расположенных одна против другой. Крайние пластины (статор) выполняются неподвижными, а средняя пластина (ротор) имеет возможность перемещаться поступательно в направлении к крайним пластинам рис. 8.25, *а*.

Датчики с переменной площадью S и постоянным зазором d оказываются более удобными и поэтому нашли большое применение. Их конструкции выполняются в нескольких вариантах: с поступательным

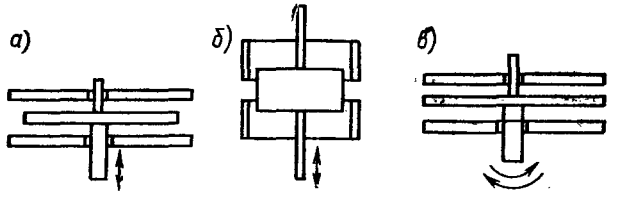


Рис. 8.25. Схемы емкостных датчиков

движением ротора (рис. 8.25, *б*); с вращательным движением ротора (рис. 8.25, *в*); с подвижным токосъемником; неподвижным токосъемником.

Датчики, имеющие статор, выполненный из двух пластин, называют *двухлучевыми*. В отличие от них датчики, имеющие статор, состоящий из трех пластин, называют *трехлучевыми*. Ротор трехлучевого датчика имеет специальную форму.

Для повышения точности преобразования емкостных датчиков вводится электрическая редукция, которая может быть получена за счет увеличения количества пластин статора и соответственно числа периодов синусоиды ротора; только числа периодов синусоиды ротора (для трехлучевых датчиков число периодов синусоиды ротора не должно быть кратным трем, так как иначе ротор становится симметричным статору и снимаемый сигнал равен нулю).

Обычно вторым способом поднимают редукцию только в два раза, поскольку дальнейшее увеличение числа периодов синусоиды ротора приводит к уменьшению амплитуды выходного сигнала. Число пластин статора берут таким, чтобы их отношение к числу периодов синусоиды ротора было кратным 3/2 или 3. Пластины статора объединяют в группы. Для обеспечения синхронизма работы датчика необходимо, чтобы при заданном максимальном угле поворота ротора θ_{max} электрический угол не превышал 2π.

Из этого условия определяется электрическая редукция:

$$n = 2\pi/\theta_{max}. \qquad (8.12)$$

Например, если задано $\theta_{max} = 30°$, то $n = 6$. В этом случае ротор содержит шесть периодов синусоиды, статор—девять пластин, соединенных в три группы по три пластины.

Конструктивно трехлучевой датчик может быть выполнен цилиндрическим или плоским. В цилиндрическом датчике, изображенном на рис. 8.26, *а*, статор представляет собой полый цилиндр из изолирующего материала, на внутреннюю поверхность которого нанесены металлические пластины, соединенные между собой через две на третью.

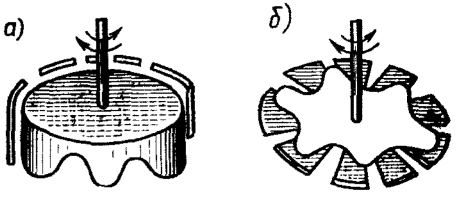


Рис. 8.26. Схемы емкостных цилиндрического (*а*) и плоского (*б*) датчиков

В плоском датчике (рис. 8.26, *б*) пластины статора расположены в одной плоскости. Число пластин и их соединение аналогичны цилиндрическому. Ротор выполнен в виде фигурной пластины и расположен соосно и параллельно статору. Фигурный профиль ротора выполняется для соблюдения определенного закона изменения емкости.

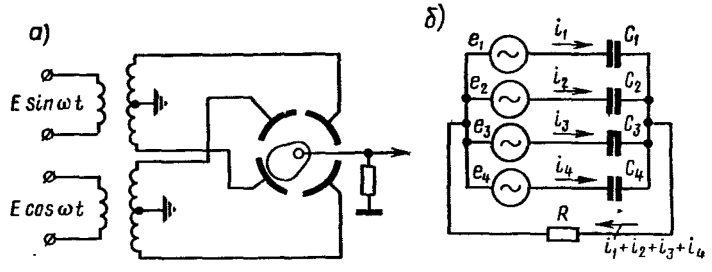


Рис. 8.27. Схема включения емкостного датчика (*а*) и его эквивалентная схема (*б*)

Емкостный датчик в преобразователе углового перемещения в цифровой код используется как фазовращатель, т. е. как преобразователь углового перемещения в фазу. Схема включения емкостного фазовращателя приведена на рис. 8.27, *а*.

Для правильной работы емкостного датчика в режиме фазовращателя необходимо соблюдение следующего закона изменения величины емкостей:

$$\left.\begin{aligned} C_1 &= C_0 + C_m \sin\varphi; \\ C_2 &= C_0 + C_m \sin(\varphi + \pi/2); \\ C_3 &= C_0 + C_m \sin(\varphi + \pi); \\ C_4 &= C_0 + C_m \sin(\varphi + 3\pi/2); \\ \varphi &= n\theta. \end{aligned}\right\} \qquad (8.13)$$

На статорные пластины *1*, *2*, *3* и *4* необходимо соответственно подавать следующие напряжения:

$$\left.\begin{aligned} e_1 &= E\sin\omega t;\\ e_2 &= E\sin(\omega t+\pi/2);\\ e_3 &= E\sin(\omega t+\pi);\\ e_4 &= E\sin(\omega t+3\pi/2). \end{aligned}\right\} \qquad (8.14)$$

Эквивалентная схема включения фазовращателя показана на рис. 8,27, *б*. Для этой схемы можно составить следующие уравнения:

$$\left.\begin{aligned} e_1 &= R_{\text{н}}(i_1+i_2+i_3+i_4)+i_1(1/j\omega C_1);\\ e_2 &= R_{\text{н}}(i_1+i_2+i_3+i_4)+i_2(1/j\omega C_2);\\ e_3 &= R_{\text{н}}(i_1+i_2+i_3+i_4)+i_3(1/j\omega C_3);\\ e_4 &= R_{\text{н}}(i_1+i_2+i_3+i_4)+i_4(1/j\omega C_4);\\ U_{\text{н}} &= R_{\text{н}}(i_1+i_2+i_3+i_4);\quad e_1=-e_3;\quad e_2=-e_4. \end{aligned}\right\} \qquad (8.15)$$

Система уравнений (8.15) позволяет определить напряжение $U_{\text{н}}$, снимаемое с ротора на нагрузочное сопротивление $R_{\text{н}}$:

$$U_{\text{н}} = \frac{(e_1C_1+e_2C_2+e_3C_3+e_4C_4)R_{\text{н}}\,j\omega}{(C_1+C_2+C_3+C_4)R_{\text{н}}\,j\omega+1}. \qquad (8.16)$$

Подставив в выражение (8.16) значения из (8.13) и (8.14) и преобразовав его, получим

$$U_{\text{н}} = \frac{2EC_m\cdot R_{\text{н}}\omega}{\sqrt{1+16C_0^2R^2\omega^2}}\sin(\omega t+n\theta+\pi/2). \qquad (8.17)$$

Из этого выражения видно, что фаза снимаемого напряжения линейно зависит от угла поворота ротора θ и изменяется в n раз больше, т. е. налицо электрическая редукция, позволяющая повысить точность съема.

В качестве трехфазного фазовращателя может быть использован трехлучевой датчик. На пластины *1*, *2*, *3* для этого соответственно необходимо подать следующие напряжения:

$$\left.\begin{aligned} e_1 &= E\sin\omega t;\\ e_2 &= E\sin\left(\omega t+\frac{2}{3}\pi\right);\\ e_3 &= E\sin\left(\omega t+\frac{4}{3}\pi\right). \end{aligned}\right\} \qquad (8.18)$$

Емкости соответственно должны изменяться по закону

$$\left.\begin{aligned} C_1 &= C_0+C_m\sin\varphi;\\ C_2 &= C_0+C_m\sin\left(\varphi+\frac{2}{3}\pi\right);\\ C_3 &= C_0+C_m\sin\left(\varphi+\frac{4}{3}\pi\right);\\ \varphi &= n\theta. \end{aligned}\right\} \qquad (8.19)$$

В этом случае

$$U_{\text{н}} = \frac{1{,}5EC_m R_{\text{н}}\omega}{\sqrt{1 + 9C_{\text{п}}^2 R_{\text{н}}^2 \omega^2}} \sin(\omega t + \psi - n\theta), \qquad (8.20)$$

т. е. фаза выходного напряжения, так же как и в предыдущем случае, линейно зависит от угла поворота ротора, увеличенного в n раз.

Величина электрической редукции n может достигать нескольких десятков. Здесь следует иметь в виду то, что из-за наличия соотношения $n = 2\pi/\theta_{max}$ увеличение электрической редукции приводит к снижению предела изменения углового перемещения, так что в общем случае

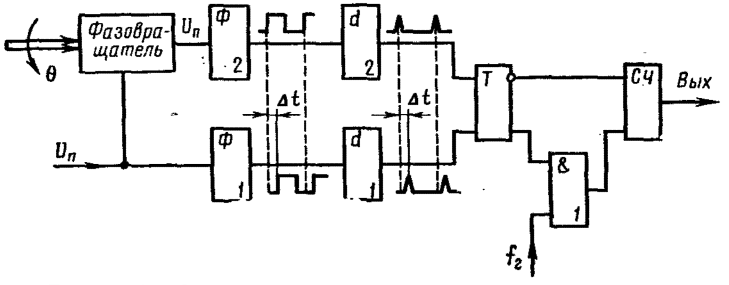


Рис. 8.28. Схема преобразователя на фазовращателях

такой емкостный фазовращатель может использоваться для преобразования небольших угловых перемещений или как точный отсчет в многоотсчетных преобразователях.

Достоинством емкостных фазовращателей является малое потребление энергии и простота изготовления. Такие датчики за счет возможности осуществления электрической редукции позволяют получить достаточно высокую точность преобразования.

К недостаткам емкостных фазовращателей можно отнести высокое внутреннее сопротивление, достигающее десятков и даже сотен мегаом.

В качестве примера использования индукционного фазовращателя рассмотрим упрощенную схему преобразователя, изображенную на рис. 8.28. Наличие в схеме фазовращателя обеспечивает получение напряжения E, сдвинутого по фазе относительно напряжения питания $U_{\text{п}}$ на величину, пропорциональную углу поворота ротора. Эти напряжения после схем формирования $Ф$, дифференцирования и ограничения d преобразуются в две системы однополярных импульсов. Одна система, образуемая напряжением $U_{\text{п}}$, не зависит от угла поворота ротора, величина же временного сдвига Δt другой системой относительно первой является линейной функцией угла поворота ротора. Импульсы обеих систем поочередно управляют триггером, который в свою очередь открывает или закрывает схема $И$. В том случае, когда схема $И$ открыта, через нее в накопительный счетчик $Сч$ проходят импульсы $f_{\text{г}}$ от генератора. Количество N этих импульсов, поступивших в $Сч$, определяется их частотой $f_{\text{г}}$ и интервалом времени Δt:

$$N = f_{\text{г}}\Delta t.$$

Интервал времени Δt можно выразить через угол поворота ротора θ и частоту магнитного поля $f_{м.п}$:

$$\Delta t = \theta°/360 f_{м.п}.$$

Тогда количество поступивших в счетчик импульсов за один цикл (в зависимости от угла поворота)

$$N = (f_г/360 f_{м.п})\,\theta°.$$

Из последнего выражения видно, что точность работы схемы определяется стабильностью частоты импульсов генератора, поступающих на счетный вход счетчика *Сч*, и стабильностью частоты сети питания индукционной машины. Ошибки от влияния этих факторов могут быть устранены за счет жесткой стабилизации частот во времени или за счет жесткой синхронизации одной частоты относительно другой так, чтобы их отношение $f_г/f_{м.п}$ оставалось величиной постоянной, т. е. $f_г/f_{м.п} = \text{const}$.

Основным фактором, влияющим на точность преобразования угла поворота вала, является ошибка сдвига фаз от угла поворота подвижных обмоток индукционных машин. Если считать эту ошибку близкой к 1°, т. е. равной 1/360 части окружности, то представляется возможность произвести преобразование с точностью до 1/256 части окружности и, следовательно, достаточно иметь восьмиразрядный счетчик.

Если необходимо вести преобразования с большей точностью, то приходится применять двухсчетную систему, т. е. точный и грубый отсчет.

Частота следования импульсов $f_г$, поступающих на счетчик *Сч*, выбирается из условия заполнения счетчика за время одного полного оборота магнитного поля:

$$f = \frac{1}{2^n} f_г,$$

где n — количество разрядов накапливающего счетчика; f — частота магнитного поля.

§ 8.6. МНОГООТСЧЕТНЫЕ ПРЕОБРАЗОВАТЕЛИ

Часто требуемая точность преобразования механических перемещений превышает точность, физически осуществимую при выбранном способе считывания. Например, при контактном способе считывания такая точность обычно не превышает 9—10 разрядов двоичного числа, при индукционном способе считывания —8—9 разрядов; при использовании в преобразователях фазовращателей на ВТ—8—9 разрядов и т. д. Несмотря на это, иногда требуемая точность удовлетворяется за счет применения *многоотсчетных преобразователей*, т. е. таких преобразователей, в которых с помощью редуктора объединяется несколько преобразователей. Каждый из таких преобразователей называют *отсчетом*.

Допустим, что требуемая точность преобразования, выраженная количеством разрядов двоичного числа, равна n, а при выбранном спо-

собе считывания удается реализовать только точность m ($n > m$). Тогда на одном отсчете оставляют эти m разрядов, а оставшиеся $n - m$ разрядов располагают на другом отсчете.

Отсчет, на котором располагают младшие разряды, называют *точным отсчетом*, а отсчет, на котором располагают старшие разряды, называют *грубым отсчетом*. Обычно шкалы точного и грубого отсчетов для простоты и однотипности изготовления делают с одинаковым количеством разрядов. На одном отсчете используют все разряды шкалы m, а на другом — недостающее количество требуемой разрядности преобразования $n—m$. Если $n—m = m$, то и на другой шкале используют все разряды. Если же $n—m \neq m$, а это обычно имеет место на практике, то можно использовать для их реализации либо $n—m$ старших, либо $n—m$ младших разрядов кодовой шкалы.

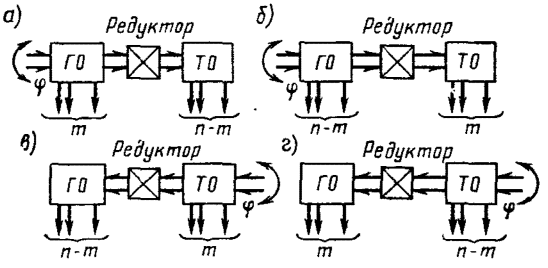


Рис. 8.29. Варианты двухотсчетных преобразователей

Отсчеты между собой соединяются с помощью редуктора. Переда точное отношение редуктора определяется тем, как расположены разряды на отсчетах и вал какого отсчета жестко соединяется с валом, угол поворота которого подлежит преобразованию, т. е. вал такого отсчета является входным. При этом возможны четыре случая (рис. 8.29).

Случай 1 (рис. 8.29, *а*). Входным валом является вал грубого отсчета. На шкале грубого отсчета *ГО* используют все возможные по технической реализации m разрядов. На шкале точного отсчета *ТО* используют $n—m$ младших разрядов шкалы. Передаточное число редуктора для этого случая равно $1/2^{n-m}$ и редуктор будет ускоряющий. Если на шкале точного отсчета использовать $n—m$ старших разрядов, то передаточное число редуктора изменится до значения $1/2^m$.

Случай 2 (рис. 8.29, *б*). Входным валом является вал грубого отсчета. На шкале грубого отсчета *ГО* используют $n—m$ старших разрядов, а на шкале точного отсчета *ТО* используют все m возможных разрядов. Передаточное число редуктора равно $1/2^{n-m}$ и редуктор будет ускоряющий. Если на шкале грубого отсчета *ГО* использовать $n—m$ младших разрядов шкалы, то передаточное число редуктора изменится до значения $1/2^m$.

Случай 3 (рис. 8.29, *в*). Входным валом является вал точного отсчета. На шкале точного отсчета *ТО* располагаются все m разрядов, а остальные $n—m$ разрядов размещаются на шкале грубого отсчета *ГО*,

причем для этого используются ее старшие разряды. Передаточное число редуктора для этого случая будет 2^{n-m} и он является замедляющим. Если же под $n—m$ разрядов использовать младшие разряды, то передаточное число редуктора повышается до 2^m.

Случай 4 (рис. 8.29, *г*). Входным валом является вал точного отсчета. На шкале точного отсчета *ТО* используется $n—m$ младших разрядов, а остальные m разрядов размещаются на шкале грубого отсчета *ГО*. Передаточное число редуктора для этого случая равно 2^{n-m}, а он является замедляющим. Если же на шкале точного отсчета использовать $n—m$ старших разрядов шкалы, то передаточное число редуктора возрастает до 2^m.

Рассмотрение этих случаев показывает, что передаточное число при соответствующем расположении $n—m$ разрядов на шкале может равняться $1/2^{n-m}$, 2^{n-m} или $1/2^m$, 2^m, а редуктор может быть ускоряющим или замедляющим в зависимости от того, вал какого отсчета используется в качестве входного.

С точки зрения упрощения требований к редуктору и уменьшения нагрузки на входной вал предпочтение следует отдать замедляющим редукторам с меньшим передаточным отношением. Применение ускоряющих редукторов, приводящих к значительному увеличению нагрузки, особенно динамической, весьма ограничено.

Существенную погрешность вносит мертвый ход редуктора, который для каждого цилиндрического, винтового и конического зубчатых колес

$$\Delta = kA/(mz),$$

где Δ — мертвый ход зубчатой пары в единицах передаваемой величины; m — модуль; z — число зубцов зубчатого колеса; A — цена одного оборота валика, на котором сидит колесо; k — коэффициент, зависящий от класса точности (допусков на изготовление и сборку зубчатых колес), вида и конструкции зубчатой передачи. Его значения для нерегулируемых и регулируемых осей приведены в табл. 8.4.

Таблица 8.4

Класс точности	Нерегулируемые оси				Регулируемые оси
	k при диаметре большой шестерни				
	меньше 30	30÷100	100÷200	свыше 200	
2	0,023	0,028	0,035	0,040	0,009
3	0,036	0,042	0,053	0,058	0,025

Мертвый ход Δ_Σ всей кинематической цепи редуктора равен сумме мертвых ходов всех n пар:

$$\Delta_\Sigma = \sum_{i=1}^{n} \Delta_i.$$

Суммарный мертвый ход редуктора зависит от класса точности, модуля и числа зубцов зубчатых колес, а также через цену оборота от передаточного отношения пар и редуктора в целом.

Цена оборота ведомого вала A_2 связана с ценой оборота ведущего вала A_1 через передаточное число i:

$$A_2 = A_1/i.$$

К редукторам многоотсчетных преобразователей предъявляются серьезные точностные требования, так как инструментальные погрешности редуктора являются прямой составной частью инструментальных погрешностей преобразователя в целом. К ним относят все замечания, высказанные ранее относительно погрешностей преобразователей. Для использования в многоотсчетных преобразователях удобен V-код, позволяющий расширить поля допуска при переходе к старшим разрядам.

Таким образом, наличие в многоотсчетном преобразователе редуктора дает возможность повысить точность преобразования по сравнению с одноотсчетным преобразователем, но ввиду инструментальных погрешностей редуктора общая разрядность многоотсчетного преобразователя ограничивается величиной в 12—13 двоичных разрядов.

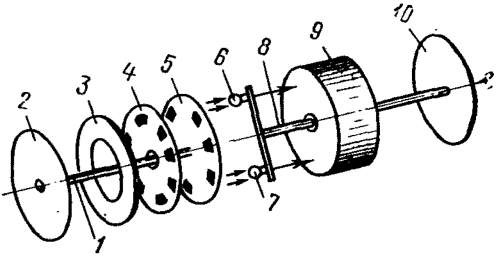


Рис. 8.30. Схема преобразователя с оптическим мультипликатором

В многоотсчетных преобразователях связь между точным и грубым отсчетами может осуществляться и без механического редуктора. На рис. 8.30 приведена схема двухотсчетного преобразователя, в котором связь между отсчетами строится на основе использования оптической редукции.

На валу *1* грубого отсчета вместе с кодовой шкалой *2* укрепляется прозрачный диск *5* с радиально расположенными по кольцу непрозрачными участками. Соосно с ним в непосредственной близости неподвижно располагается второй аналогичный диск *4*, но с числом затемненных участков, отличающимся от первого на единицу. С одной стороны диски освещаются кольцевым источником света *3*. С другой стороны дисков диаметрально располагаются фотоприемники *6* и *7*, укрепленные на валу *8*. Со стороны фотоприемников при вращении диска *5* наблюдается картинка, на которой за счет неравенства числа непрозрачных участков на подвижном и неподвижном дисках появляются расширенные затемненные участки. Эти участки при повороте диска на одно деление перемещаются на угол 360°. Таким образом, наблюдается эффект увеличения углового перемещения, равный числу делений i подвижного диска.

Поворот расширенных затемненных участков отслеживается с помощью фотоприемников *6* и *7* и специального следящего привода *9*. В результате фотоприемники *6*, *7* и вал *8* вращаются синхронно с затемненными участками и, следовательно, в i раз быстрее. На валу *8* жестко закрепляется кодовая шкала *10* точного отсчета. Если на кодовой

шкале *2* грубого отсчета размещается m разрядов, то на кодовой шкале *10* точного отсчета при надлежащем выборе числа i можно разместить дополнительные $(n—m)$ разряды.

Использование такой схемы позволяет избежать инерционных нагрузок механического редуктора. Но точностные ограничения, о которых упоминалось применительно к механическим редукторам, имеют место и для рассмотренного случая (точность отслеживания перемещения расширенных затемненных участков).

До сих пор рассматривалось применение многоотсчетных преобразователей для повышения разрядности, при этом предполагалось, что преобразуемый угол изменяется в пределах $0 \div 360°$. Другим применением многоотсчетных преобразователей может быть преобразование с разрядностью, свойственной одноотсчетным преобразователям, но при изменении преобразуемого угла в пределах нескольких оборотов. При этом шкала точного отсчета используется для преобразований в цифровой код углового перемещения в пределах одного оборота, а шкала грубого отсчета — для счета количества оборотов. Если допустимое количество оборотов n, то количество разрядов на шкале грубого отсчета равно $m = \log_2 n$, а передаточное отношение редуктора, соединяющего точный и грубый отсчет, должно быть равным 2^m. К редуктору, как и в предыдущих случаях, предъявляют высокие точностные требования, и он также создает нежелательные дополнительные нагрузки.

Применения редуктора в многооборотных преобразователях можно избежать путем использования в качестве грубого отсчета специальной спиральной маски, выполняемой на диске точного отсчета.

§ 8.7. СПОСОБЫ СЧИТЫВАНИЯ

Независимо от того, какой принцип положен в основу преобразователя (счета, непосредственного считывания или предварительного преобразования во временной интервал), преобразователи могут быть подразделены по способу считывания на контактные, фотоэлектрические, электромагнитные и др.

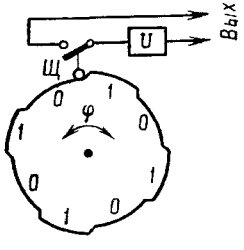


Рис. 8.31. Схема нажимных контактов

Контактный способ считывания. Контактный способ считывания является наиболее простым и широко распространенным, так как позволяет снимать со щеток достаточно мощные электрические сигналы, не требующие последующего усиления. При этом способе считывания могут использоваться контакты нажимные и скользящие. Нажимные контакты применяют совместно с кодовыми дисками кулачкового типа. Схема такой пары изображена на рис. 8.31. По цилиндрической поверхности диска выполняются выступы и впадины, представляющие собой соответственно код единицы и нуля. При наличии одной контактной пары с чередующимися впадинами и выступами на диске реализуется преобразователь, работающий на принципе счета. При вращении диска в моменты нахождения щетки *Щ* на выступе, контакт замыкается и в выходной цепи появ-

ляется сигнал, представляющий собой код единицы. Подсчитанное количество единиц на выходе за время преобразования будет выражать величину изменения угла φ за это время.

Для осуществления принципа непосредственного считывания количество дисков должно быть равно разрядности получаемого двоичного числа (каждый диск должен соответствовать вполне определенному разряду числа). Угловые размеры впадин и выступов каждого диска должны соответствовать цене нуля и единицы определенного разряда. Сочетание выступов и впадин каждого диска и взаимное расположение впадин и выступов всех дисков должно соответствовать принятому коду. Если принят V-код, то каждый разряд, кроме первого, должен иметь по два диска и две щетки или по одному диску, но по две сдвинутые, как указывалось ранее, щетки. Все диски скрепляют жестко между собой и закрепляют на валу, угол поворота которого подлежит преобразованию. Кодовые выступы и впадины можно выполнить и по торцовой поверхности диска с концентрическими дорожками, однако это в технологическом отношении оказывается более сложным. Рассмотренные же нажимные контакты хорошо известны в технике и поэтому их выполнение не составляет особых трудностей. Недостатком их являются значительные моменты трения, создаваемые контактами, и ограничение скорости изменения преобразуемого угла из-за возникающего дребезга контактов.

Скользящие контакты применяют с кодовыми шкалами, имеющими проводящие и непроводящие участки. Если в нажимных контактных парах кодовый диск вызывает перемещение щупа, который осуществляет замыкание и размыкание контакта, то в этих парах сам контакт скользит по поверхности шкалы. В этом случае процесс контактирования оказывается более сложным.

Надежность контактирования в такой паре определяется качеством изоляционного и проводящего материалов кодового диска и щетки. Контакты должны обладать малым переходным сопротивлением и высокой механической стойкостью. Для обеспечения этого их чаще всего выполняют из благородных металлов и их сплавов. Наиболее подходящими являются сплавы с металлами платиновой группы, в которую входят платина, рутений, родий, палладий, осмий и иридий. Платина в чистом виде ввиду мягкости не применяется, но в сплаве с другими металлами ее твердость значительно повышается. Рутений и осмий — металлы твердые, но в чистом виде не используются из-за большой летучести при нагревании. Родий, обладающий высокой твердостью и коррозиоустойчивостью, используют для покрытия проводящих сегментов. В качестве замены родия иногда применяют менее дорогой металл палладий, который несколько уступает родию в твердости.

Ввиду того что щетка подвергается истиранию больше любой точки диска, целесообразно для ее изготовления брать материал более твердый, чем для проводящих участков диска.

Величина переходного сопротивления зависит от контактного давления: чем больше это давление, тем меньше переходное сопротивление. Но увеличение контактного давления, с одной стороны, увеличивает

момент трения, а с другой — повышает износ. Поэтому при конструировании приходится учитывать эти противоречивые факторы.

Фотоэлектрический способ считывания. Фотоэлектрический способ считывания из-за высокой разрешающей способности получил широкое распространение. Его работа основывается на использовании светового потока. Для этого каждому кванту преобразуемого параметра ставится в соответствие светопроницаемый или светонепроницаемый участок кодовой шкалы. С одной стороны кодовой шкалы располагается источник, с другой — чувствительный элемент (приемник светового потока). В зависимости от того, будет ли находиться на пути светового потока к приемнику светопроницаемый или светонепроницаемый участок или нет, на выходе приемника сигнал будет появляться или отсутствовать. Наличие сигнала, как и в предыдущем случае, может выражать собой код единицы, отсутствие — код нуля.

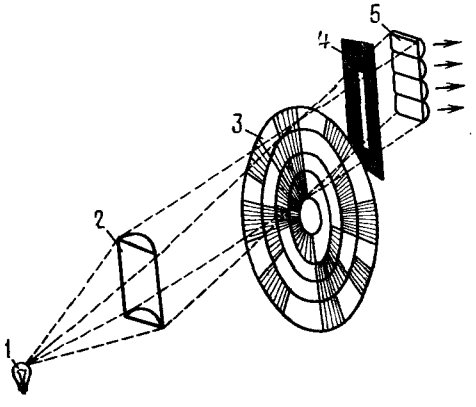


Рис. 8.32. Схема фотоэлектрического тракта

Таким образом, фотоэлектрический тракт преобразователя (рис. 8.32) включает в себя: источник светового потока *1*; оптическую систему *2*, формирующую световой поток; кодовый диск со светопроницаемыми и светонепроницаемыми участками *3*; щель считывания *4*, ограничивающую световой поток; приемники *5*. Рациональное проектирование фотоэлектрического тракта предусматривает согласование работы всех его элементов.

Разрешающая способность кодового диска, определяемая ценой младшего разряда, должна согласовываться с шириной луча считывания и интенсивностью светового потока излучателя так, чтобы имелась возможность по электрическому сигналу фотоприемника с достаточной степенью точности определять появление светопроницаемых и светонепроницаемых участков. Очевидно, граница между этими участками должна определяться с точностью выполнения самих участков. Однако это возможно только при бесконечно узком луче считывания, строго перпендикулярном кодовому диску. Сужение светового луча кроме практической трудности приводит к уменьшению светового потока и затруднению его фиксирования фотоприемником. Расширение же светового луча увеличивает световой поток, однако изменение выходного сигнала фотоприемника на границах считывания становится более пологим, а следовательно, точность определения по этому сигналу границ считывания оказывается более затруднительной.

Сказанное выше иллюстрируется рис. 8.33 для различной ширины d луча считывания и неизменной цены младшего разряда кодового диска, равной $\Delta\varphi$. Наибольшая точность определения границы между

нулем и единицей кодового диска может быть получена при наиболее узком луче считывания (рис. 8.33, *а*). Выходной сигнал $U_{вых}$ в этом случае имеет высокую крутизну. С увеличением ширины d луча считывания (рис. 8.33, *б* и *в*) крутизна выходного сигнала падает. Эффективная ширина d луча считывания ограничивается шириной участка, соответствующего «1» младшего разряда (рис. 8.33, *в*). Дальнейшее расширение луча считывания приводит к уменьшению амплитуды выходного сигнала, соответствующего «1». В результате отношение сигналов «1» и «0» падает и их распознавание затрудняется.

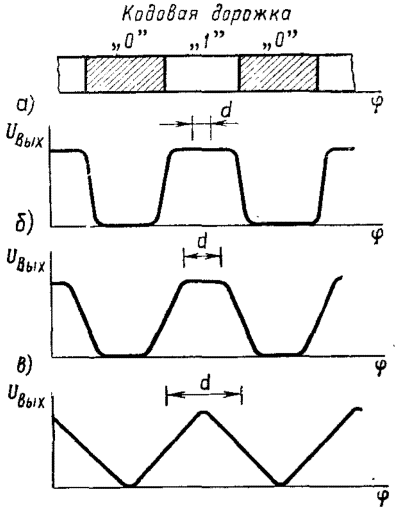


Рис. 8.33. Графики зависимости выходного сигнала от ширины d луча

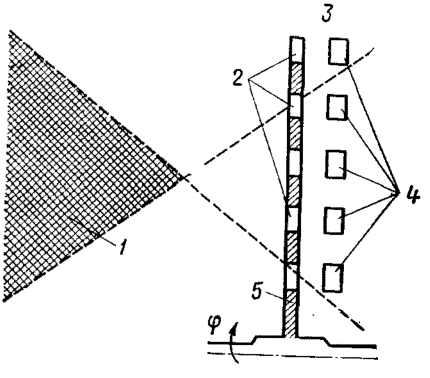


Рис. 8.34. Схемы перекрестных искажений

Расположение фотоприемников и излучателей, а также их характеристики должны выбираться таким образом, чтобы избежать перекрестных искажений и обеспечить наибольшее отношение сигналов «1» и «0».

Перекрестные искажения могут возникать за счет прохождения световой энергии с одной кодовой дорожки к фотоприемнику соседней дорожки, что может привести к появлению ложного сигнала на выходе этого фотоприемника. Устранение таких перекрестных искажений на приемниках *4* получают за счет соответствующего расположения источника света по отношению к диску *3* и выбора определенной ширины светонепроницаемых концентрических дорожек *5* между кодовыми дорожками *2* (рис. 8.34). Расположение источника излучения вне заштрихованной области *1* приводит к появлению перекрестных искажений. Если источник излучения точечный, то он может быть помещен в любой точке отмеченной области, если — линейный, то зона возможных положений такого источника, естественно, сужается.

Другой вид перекрестных искажений возникает за счет воздействия на фотоприемник светового потока, проходящего через соседние прозрачные участки одной кодовой дорожки. Для устранения такого яв-

ления используют специальные щели, пропускающие световой поток в узкой радиальной области.

Взаимное расположение источников излучения, кодового диска, щели считывания и фотоприемников должно быть таким, чтобы, устраняя перекрестные искажения, обеспечить прохождение достаточного светового потока с фотоприемников. Совместная работа излучателей и фотоприемников также требует их согласования.

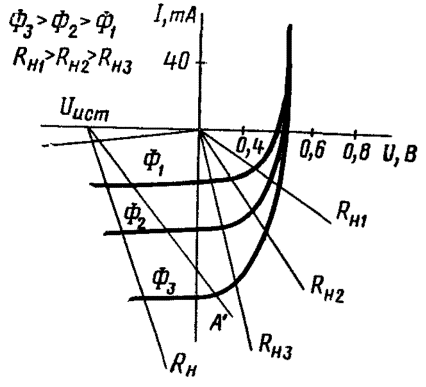


Рис. 8.35. Вольт-амперные характеристики кремниевого фотоэлемента

Рассмотрим фотоприемники и излучатели световой энергии, используемые в преобразователях.

Фотоприемники. В качестве приемников и преобразователей светового излучения в электрический сигнал используют различные фотоэлементы. *Фотоэлементом* называют полупроводниковые, электровакуумные или другие электрические приборы, электрические свойства которых изменяются под воздействием светового потока. В настоящее время в преобразователях распространение получили фотогальванические фотоэлементы и частично фоторезисторы. Несмотря на то что все эти группы элементов преобразуют световую энергию в электрическую, различие процессов, протекающих в них, не позволяет описывать их работу одними и теми же параметрами и зависимостями.

Фотогальванические элементы. К фотогальваническим элементам относятся такие элементы, принцип действия которых основан на фотогальваническом эффекте на p—n-переходе. Фотоэлементы с одним p—n-переходом называют *фотодиодами*, а с двумя и тремя p—n-переходами — *фототранзисторами*. Работа фотоэлемента, как и других электронных приборов, определяется вольт-амперной характеристикой. Вольт-амперная характеристика кремниевого фотоэлемента приведена на рис. 8.35, где $U_{ист}$ — напряжение источника. Она практически удовлетворяет следующему уравнению:

$$I_ф = I_т + U/R_н,$$

где $I_ф$ — первичный фототок, т. е. полная величина составляющей тока фотоэлемента, обусловленная действием излучения (первичный фототок практически не зависит от температуры); U — напряжение на p—n-переходе; $R_н$ — сопротивление нагрузки; $I_т$ — темновой ток «утечки» через p—n-переход;

$$U/R_п = I_н;\ I_т = I_s\left(e^{\frac{qU}{KAT}} - 1\right),$$

где I_s — ток насыщения, т. е. значение, к которому стремится темновой ток при $U \to -\infty$ (величина этого тока с повышением температу-

ры сильно возрастает); $q = 1{,}6 \cdot 10^{-19}$. K — элементарный заряд; U — напряжение на фотоэлементе; $K = 1{,}4 \cdot 10^{-23}$, Дж/град, постоянная Больцмана; A — коэффициент, зависящий от материала фотоэлемента (для германиевых фотодиодов $A = 1$); T — температура, °К.

На рис. 8.36 приведена эквивалентная схема, построенная в соответствии с приведенными уравнениями. Из этой схемы видно, что величина нагрузки не остается постоянной, т. е. в зависимости от фототока $I_ф$ изменяется сопротивление p—n-перехода, по которому протекает ток.

В приведенном уравнении не учтены сопротивления контактов в области полупроводника между запирающим слоем и контактами $R_п$

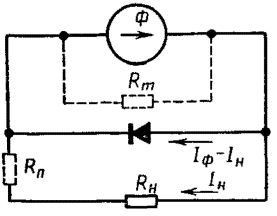


Рис. 8.36. Эквивалентная схема включения фотоэлемента

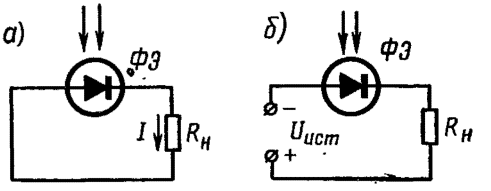


Рис. 8.37. Режимы работы фотоэлемента

и сопротивление запирающего слоя R_m, изображенные на эквивалентной схеме пунктиром. С учетом этих сопротивлений величина тока изменяется, однако в ряде случаев это изменение незначительно.

В зависимости от полярности напряжения на p—n-переходе различают режимы работы фотоэлемента: фотогальванический, называемый также вентильным (рис. 8.37, *а*), и диодный (рис. 8.37, *б*).

При фотогальваническом режиме работы знаки тока и напряжения различны (четвертый квадрант, рис. 8.35) и, следовательно, статическое сопротивление фотоэлемента *ФЭ* будет отрицательным; это говорит о том, что фотоэлемент будет генератором электроэнергии и, следовательно, внешнего источника тока не будет. Этот режим характеризуется отсутствием темнового тока и низким уровнем собственных шумов.

При диодном режиме работы знаки тока и напряжения одинаковы — отрицательны (третий квадрант, см. рис. 8.35), следовательно, статическое сопротивление положительно. Фотоэлемент *ФЭ* является потребителем энергии. Для осуществления этого режима необходим внешний источник напряжения, включенный в запирающем направлении. Преимуществами диодного режима является возможность получения больших сигналов по напряжению, так как допустима высокоомная нагрузка. Однако в этом режиме шумы достигают существенного уровня, который повышается с увеличением напряжения питания и постоянной засветки.

При фотогальваническом режиме работы по нагрузочному сопротивлению протекает фототок, являющийся частью первичного тока, так как другая его часть будет током утечки через p—n-переход.

При диодном режиме по нагрузочному сопротивлению кроме фототока протекает темновой ток, направление которого совпадает с направлением фототока, т. е. направление темнового фототока изменяется при изменении знака напряжения источника.

При больших напряжениях и освещенностях чувствительность фотогальванических элементов резко снижается.

Зависимость фототока $I_ф$ от величины светового потока называют *световой характеристикой фотоэлемента*. Эта характеристика при фотогальваническом режиме не линейна, а при диодном режиме — линейна в широком диапазоне изменения светового потока $Ф$. Заметим, что величина фототока определяется не только величиной светового потока, но и его спектральным составом.

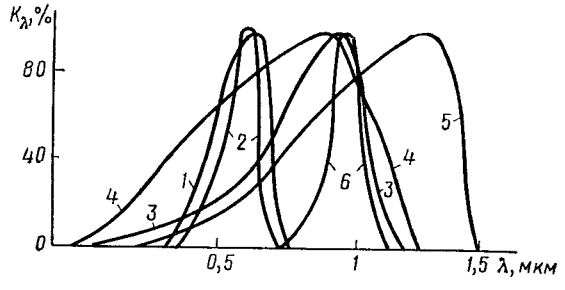


Рис 8.38. Спектральные характеристики фотоэлементов:

1 — селеновый без корректирующего покрытия; *2* — селеновый с корректирующим покрытием; *3* — серно-таллиевый; *4* — сернисто-серебристый; *5* — германиевый; *6* — кремниевый

Отношение тока в короткозамкнутой цепи ($R_н = 0$) нагрузки к световому потоку при линейной световой характеристике называют *интегральной чувствительностью* K, измеряемой в мА/лм или в мкА/лм:

$$K = I_ф/Ф.$$

При нелинейной световой характеристике это отношение называют *средней интегральной чувствительностью* в выбранном диапазоне изменения потока излучения.

Чувствительность фотоэлемента при *монохроматическом излучении* $Ф_λ$, т. е. излучении определенной частоты или длины волны, называется *спектральной*:

$$K_λ = I_ф/Ф_λ.$$

Спектральная чувствительность зависит от длины волны падающего на фотоэлемент излучения. Связь между спектральной чувствительностью и длиной волны излучения определяется спектральной характеристикой. Относительные спектральные характеристики ($K_λ/K_{λ\,max} = K_λ$, %) для некоторых фотоэлементов приведены на рис. 8.38. Из этих характеристик видно, что каждая кривая имеет ярко выраженный максимум, т. е. каждый конкретный фотоэлемент имеет наиболь-

шую чувствительность для вполне определенного спектра светового излучения. За пределами этого спектра чувствительность резко падает, что говорит о необходимости согласования спектральной характеристики излучателя и фотоприемника.

Основные параметры некоторых фотоэлементов приведены в табл. 8.5.

Таблица 8.5

Тип фотоэлемента	Интегральная чувствительность, не более, мкА/лм	Длина волны, соответствующая максимальной спектральной чувствительности, мкм	Максимальное значение спектральной чувствительности, мА/Вт
Селеновый	600	0,59	350
Сернисто-серебряный . .	8000	0,8÷0,9	400
Серно-таллиевый . . .	11000	0,95	500
Германиевый	30000	1,4÷1,5	1000
Кремниевый	7000	0,95	850

В процессе работы чувствительность фотоэлементов изменяется следующим образом: в начальный период эксплуатации сравнительно быстро (происходит стабилизация или тренировка фотоэлементов); затем сравнительно медленно (происходит старение элемента, при этом у германиевых фотодиодов, например, ток насыщения увеличивается, а чувствительность падает). После выключения фотоэлемента его чувствительность обычно восстанавливается.

Выпускаемые отечественной промышленностью фотодиоды маркируются следующим образом: селеновые — буквой К (К-5, К-10, К-20), сернисто-серебряные — ФЭСС (ФЭСС-У-5, ФЭСС-У-3, ФЭСС-У-8, ФЭСС-У-10), германиевые — ФД (ФД-1, ФД-2, ФД-3), кремниевые — ФДК (ФДК-1, ФДК-1в).

Интегральная чувствительность селеновых фотодиодов находится в пределах 250÷500 мкА/лм; сернисто-таллиевых 5000—10000 мкА/лм; сернисто-серебряных 3500 ÷ 8000 мкА/лм; германиевых 10000 ÷ ÷ 20000 мкА/лм и кремниевых около 3000 мкА/лм.

Особенностью кремниевых фотодиодов в диодном режиме работы являются низкое рабочее напряжение и малый темновой ток, который в обычных условиях меньше 1 мкА и лишь при температурах +60° С достигает 5÷10 мкА. У германиевых же фотодиодов темновой ток выше и достигает 10÷20 мкА при обычных условиях.

Кроме фотодиодов, как уже упоминалось, могут использоваться и фототранзисторы с p—n—p-переходом. Фототранзисторы обладают повышенной чувствительностью и меньшей зависимостью темнового тока от температуры по сравнению с фотодиодами. В остальном свойства фототранзисторов и фотодиодов аналогичны. Интегральная чувствительность фототранзисторов ФТ-1 равна 170—500 мА/лм, а ФТГ-2 равна 2000—7000 мА/лм.

Схема включения фототранзистора приведена на рис. 8.39. Вольтамперные характеристики фототранзистора (например, ФТГ-1) напо-

минают вольт-амперные характеристики плоскостного транзистора, включенного по схеме с общим эмиттером.

При расчете схем определение тока в нагрузке при заданном излучении сводится к построению нагрузочной прямой и определению точки пересечения ее с вольт-амперной характеристикой фотоэлемента соответствующей заданной облученности.

При диодном режиме уравнение нагрузочной прямой будет

$$U = U_{ист} - I_н R_н,$$

где $U_{ист}$ — напряжение источника питания.

При фотогальваническом режиме $U_{ист} = 0$ и уравнение нагрузочной прямой имеет вид

$$U = -I_н R_н.$$

В случае, если вольт-амперные характеристики фотоэлемента заранее не известны, приходится пользоваться для расчетов исходным уравнением и решать его совместно с уравнением нагрузочной прямой, что представляет значительные трудности.

Фоторезисторы. Фоторезисторами называются полупроводниковые светочувствительные элементы, электрическое сопротивление которых уменьшается под воздействием излучения вследствие фоторезисторного эффекта (внутреннего фотоэффекта). Схема включения фоторезистора приведена на рис. 8.40. Питание фоторезистора может осуществляться как от источника переменного, так и постоянного тока.

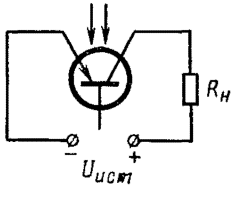


Рис. 8.39. Схема включения фототранзистора

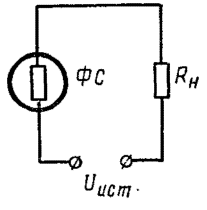


Рис. 8.40. Схема включения фоторезистора

Работа фоторезистора описывается уравнением

$$I_ф = A U^γ E^α,$$

где A — постоянная, определяемая свойствами материала и конструкцией фоторезистора; $γ$ и $α$ — коэффициенты нелинейности вольт-амперной и световой характеристик.

Поскольку вольт-амперные характеристики считают линейными, то чувствительность, так же как и фототок, пропорциональна напряжению. Поэтому в справочниках, как правило, указывают не чувствительность, а удельную чувствительность, т. е. чувствительность, отнесенную к напряжениюю в 1В.

Фоторезисторы обладают высокой чувствительностью в относительно широком диапазоне частот от ультрафиолетовой области до области, близкой к инфракрасной. Сопротивление фоторезисторов имеет высокую стабильность. Нагрев же приводит к увеличению темнового тока.

В настоящее время отечественной промышленностью выпускаются фоторезисторы из сернистого свинца (ФСА), сернистого кадмия (ФСК, СФ2) и селенида кадмия (ФСД и СФЗ).

Источники светового излучения. К источникам светового излучения, используемым в фотоэлектрических преобразователях, предъявляются следующие основные требования:

1) согласование спектрального состава потока излучения со спектральными характеристиками фотоприемника;

2) возможность сосредоточения светового потока излучения в узком пучке, для чего требуется, чтобы светящийся объем источника света был минимальным (точечным или линейным);

3) высокая мощность и стабильность свечения;

4) большой срок службы;

5) малая мощность источников питания.

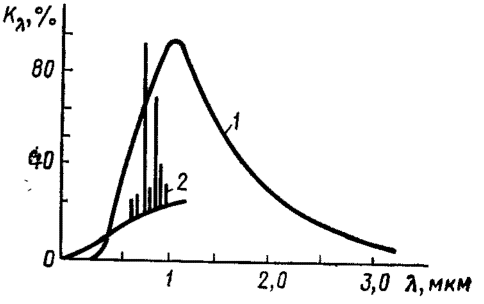


Рис. 8.41. Спектральные характеристики ламп:
1 — лампа накаливания с вольфрамовой нитью; *2* — циркониевая лампа

В качестве источников светового излучения в фотоэлектрических преобразователях используют различные лампы накаливания и газоразрядные импульсные лампы. Лампы накаливания создают непрерывный световой поток, а газоразрядные лампы — импульсный.

Источником лучистой энергии в лампе накаливания является нить из тугоплавкого металла или тугоплавких соединений металлов. Из чистых металлов наиболее подходящим является вольфрам, который преимущественно и используется для изготовления нитей накаливания.

Лампы накаливания могут выполняться вакуумными и газонаполненными. Газонаполненные лампы имеют сравнительно большие тепловые потери. Лампы накаливания с вольфрамовой нитью как вакуумные так и газонаполненные, имеют максимум излучения в области коротковолновых инфракрасных лучей (рис. 8.41). Так, например, вакуумная лампа при температуре вольфрамовой нити, равной 2500° К, имеет максимум излучения в области $\lambda = 1{,}5\,\mu$, а газонаполненная лампа при температуре нити, равной 3000° К, — в области $\lambda = 0{,}96\,\mu$. Такие лампы по спектру излучения хорошо согласуются с рассмотренными выше фотоэлементами.

Температура нити является основной характеристикой, определяющей все светотехнические и энергетические параметры лампы.

Важной характеристикой лампы является также *световая отдача*, определяемая как отношение светового потока к общей мощности излу-

чения. Световая отдача характеризует экономичность лампы: чем больший световой поток излучает лампа на единицу подводимой мощности, тем она экономичнее.

Наиболее удобными для использования в преобразователях являются прожекторные лампы, которые обеспечивают направление основного светового потока от нити в оптику. Так, например, прожекторные лампы с цилиндрической спиральной нитью, перпендикулярной оси лампы, позволяют получать световой поток с малым углом рассеивания в вертикальной плоскости и большим углом рассеивания в горизонтальной плоскости.

Как правило, срок службы ламп накаливания сравнительно невысок (обычно не превышает 100 ч). Например, срок службы фар с питанием в 11 и 23 В составляет всего 30ч ; световой поток этих ламп 6000 ÷ 7000 лм.

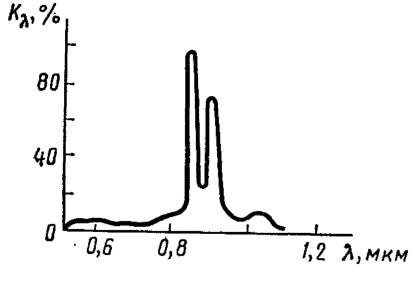


Рис. 8.42. Спектральная характеристика цезиевой лампы

Действие лампы накаливания, создающей непрерывный световой поток, может основываться не только на разогреве нити, но и на использовании дугового разряда. Примером такой лампы может служить циркониевая лампа, в которой используется дуговой разряд в парах циркония и некоторого количества аргона. Циркониевая лампа конструктивно выполняется в виде небольшой газоразрядной трубки. Особенностью этой лампы является одновременное излучение сплошного и линейчатого характера. Источником сплошного излучения является образующееся на небольшом участке катода раскаленное пятно круглой формы, равномерно светящееся и имеющее резко очерченные края. Источником линейчатого излучения служит возбужденный газ (аргон) и пары циркония. Благодаря тому что разряд сосредоточен на небольшом участке катода, достигается очень большая яркость свечения. Источником электронов является тонкий слой металлического циркония, излучающий энергию при температуре около 3000° К. Циркониевая лампа питается постоянным током; рабочее напряжение лампы равно 130 В; пусковое напряжение очень высоко и составляет 1000÷2000 В. В этом заключается недостаток лампы. Положительным же качеством лампы является ее мгновенное включение, позволяющее производить модуляцию потока питанием.

Другим примером газоразрядной лампы может служить цезиевая резонансная лампа. Эта лампа излучает поток, обладающий большой интенсивностью в инфракрасном спектре (рис. 8.42). Такие лампы выпускаются на мощность 50, 100 и 500 Вт. Лампа мощностью в 100 Вт представляет собой трубку длиной в 125 мм и диаметром 35 мм, заполненную парами цезия и каким-либо инертным газом, например аргоном. Разряд в лампе происходит между двумя спиральными вольфрамовыми электродами, покрытыми оксидом бария и стронция. Максимум из-

лучения лампы соответствует длинам 0,86 и 0,89 мкм. Цезиевая лампа обладает весьма ценным качеством: позволяет осуществлять высокую глубину модуляции тока.

Импульсные лампы. Импульсные лампы излучают прерывистый световой поток в результате возникающих в них с определенной частотой кратковременных вспышек. Кратковременные вспышки могут основываться на различных явлениях и быть одно- и многократными. К импульсным лампам, используемым в преобразователях, предъявляют требования большого срока службы, т. е. возможности получения большой кратности повторения вспышек и высокой частоты. Таким требованиям отвечают газоразрядные импульсные лампы — строботропы с частотой вспышек до нескольких кило герц.

Импульсные лампы конструктивно оформляются в виде трубки, выполненной из тугоплавкого стекла или кварца, с внутренним диаметром 1,5÷10 мм. В концы трубки впаяны цилиндрические никелевые электроды. Трубка заполняется инертным газом (обычно ксеноном, аргоном или криптоном), находящимся под низким давлением.

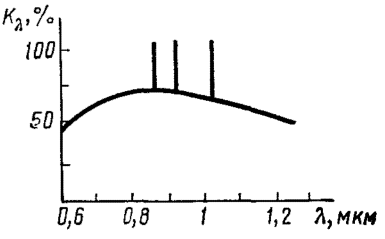


Рис. 8.43. Спектральная характеристика импульсной лампы

Зажигание осуществляется путем ионизации заполняющего трубку газа. Возникающая вспышка характеризуется малой продолжительностью (до 10^{-6} с) и большой яркостью. Продолжительность вспышки определяется временем ионизации газа и полным сопротивлением цепи питания. Лампы на повышенную частоту вспышки заполняются смесью аргона и водорода. При частоте вспышек, приближающейся к 1000 вспышкам в секунду, эта лампа становится постоянно проводящей. При таких частотах работа лампы возможна лишь при ее последовательном соединении с особой переключательной лампой, которая очень быстро деионизируется, следовательно, возможна быстрая перезарядка конденсатора для следующей вспышки.

Спектральная характеристика импульсной лампы, приведенная на рис. 8.43, показывает, что спектр ее излучения достаточно широк. Наибольшее излучение наблюдается в диапазоне 0,7÷1,2, т. е. хорошо согласуемом со спектральными характеристиками фотоэлементов.

Управление моментом зажигания лампы большей частью осуществляется с помощью третьего, расположенного внутри лампы электрода, на который подается высоковольтный импульс напряжения, зажигающий разряд. Но когда лампа не имеет этого электрода, управление моментом зажигания осуществляется кратковременным подъемом разности потенциалов между основными электродами. Для этого либо повышается напряжение основного источника питания, либо создается импульс напряжения на включенной между источником и лампой индуктивности.

Питание импульсной лампы осуществляется от источника, способного обеспечить большую силу тока в кратковременном импульсе. Чаще всего в качестве такого источника используется конденсатор, который заряжается от сравнительно маломощной сети постоянного тока и выдает мощный импульс в момент разряда. Иногда для упрощения питание лампы осуществляют от мощной сети переменного тока. Разряд в лампе при этом возникает в моменты максимальных напряжений и гаснет при переходе напряжений через нуль. Частота вспышек равна частоте питающего напряжения.

Сравнивая непрерывные и импульсные источники излучения, можно отметить следующее.

Преимуществами непрерывных источников являются невысокие требования к источникам питания (малая мощность источников питания); непрерывный световой поток не накладывает ограничений на скорость изменения преобразуемого параметра в том смысле, что, как бы часто ни перекрывался световой поток непрозрачными участками кодовой шкалы, это всегда может быть зафиксировано фотоприемником, обладающим соответствующими частотными характеристиками.

Основными недостатками непрерывных источников являются сравнительно невысокая интенсивность излучения; большие тепловые потери, вызывающие нагрев других элементов аппаратуры; высокая инерционность излучателей, не позволяющая проводить модуляцию излучения источником питания, что приходится проводить в других элементах схемы, обычно после фотоприемников.

Преимуществами импульсных ламп являются высокая интенсивность излучения и импульсное излучение, не требующее последующей модуляции сигнала.

Недостатками их использования можно считать усложнение схемы питания и требование высокого подключающего напряжения. Ограниченная частота вспышек ограничивает допустимую скорость изменения параметра, подлежащего преобразованию. Световой поток импульсных ламп постепенно ослабевает вследствие оседания на стенках ламп частиц бомбардируемого катода.

Трансформаторный способ считывания. Трансформаторный способ считывания информации основывается на использовании импульсного трансформатора с воздушным зазором, в котором перемещаются участки кодированного металлического диска (рис. 8.44). Коду единицы на кодированном диске соответствует отверстие, а коду нуля — отсутствие отверстия, т. е. металл диска. Импульсный трансформатор имеет первичную обмотку W_1 и вторичную обмотку W_2. В процессе работы в обмотку W_1 трансформатора поступают опрашивающие импульсы тока. Под действием этих импульсов в магнитопроводе возникает магнитный поток Ф, проходящий по сердечнику обмотки W_1, воздушному зазору и сердечнику обмотки W_2. В результате в обмотке W_2 индуктируется некоторая э. д. с. Если в воздушном зазоре находится отверстие кодированного диска, то эта э. д. с. в обмотке W_2 имеет амплитуду U_1, соответствующую коду единицы. Если в воздушном зазоре находится металл диска, то в обмотке наводится значительно меньшая э. д. с. с амплитудой U_2, выражающая собой код нуля. Уменьшение

э. д. с. во втором случае вызывается экранирующими действиями диска, так как возникающие в нем вихревые токи создают магнитный поток, направленный навстречу основному магнитному потоку. Вследствие этого результирующий магнитный поток в обмотке W_2 значительно уменьшается

Таким образом, первичный и вторичный сердечники и кодированный диск образуют единую магнитную систему, и их проектирование должно проводиться с учетом взаимных требований, основными из которых являются следующие:

1) обеспечение возможно бо́льшей амплитуды э. д. с. U_1 в обмотке W_2 при считывании кода единицы (для этого необходимо стремиться к возможному уменьшению воздушного зазора, что в свою очередь требует уменьшения толщины кодирующего диска);

2) обеспечение возможно меньшей амплитуды э. д. с. U_2 в обмотке W_2 при считывании кода нуля (для этого необходимо повышать экранирующие свойства металла диска);

3) получение возможно большей разрешающей способности, что приводит к требованию использования возможно малых отверстий в кодовом диске.

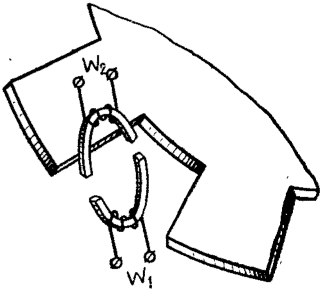


Рис. 8.44. Схема трансформаторного способа считывания

Удовлетворение первых двух требований приводит к возможности получения достаточно большого отношения U_1/U_2 (сигнал/шум), позволяющего надежно распознавать коды единицы и нуля.

Материал кодированного диска выбирают исходя из его экранирующих свойств, которые в свою очередь характеризуются глубиной проникновения электромагнитных волн.

Глубина проникновения электромагнитных волн зависит от удельного омического сопротивления и относительной магнитной проницаемости материала. Чем меньше глубина проникновения, тем тоньше может быть выполнен кодированный диск и тем меньший воздушный зазор между сердечниками может быть достигнут. В этом отношении наиболее подходящими материалами для диска оказываются магнитные материалы: пермаллой; электротехническая сталь; электротехническое железо. При изготовлении кодированного диска из одного из этих материалов требуемое ослабление выходного сигнала может быть достигнуто при толщинах диска около 0,1 мм. Однако такая толщина диска, да еще имеющего большое количество отверстий, не обеспечивает необходимой его жесткости. Расчеты показывают, что необходимая жесткость металлического кодирования диска достигается при его толщине порядка 0,5—0,6 мм. Но при такой толщине требуемыми экранирующими свойствами обладают и диски, изготовленные из более доступных немагнитных материалов, например из меди, алюминия. Вследствие этого немагнитные материалы и нашли основное применение для изготовления кодированных дисков при трансформаторном съеме информации.

Требование высокой разрешающей способности при приемлемых габаритах кодированного диска приводит к необходимости создания достаточно малых отверстий в диске с шириной по средней окружности $S_д$ и длиной в радиальном направлении $l_д$. Эти размеры, однако, должны согласовываться с размерами сечения магнитопровода сердечников $S_м$, $l_м$ и расстоянием между полюсами сердечника $l_п$. Отмеченные размеры сердечников должны быть меньше соответствующих размеров отверстия: $S_м < S_д$; $(l_п + l_м) < l_д$.

Необходимость уменьшения размеров сердечника вызывается тем, что в воздушном зазоре наблюдается выпучивание магнитного потока, как основного, изображенного на рис. 8.45, так и противодействующего, возникающего от вихревых токов диска. Такое явление при равных или мало отличающихся размерах сечения сердечников и отверстия приводит к существенному уменьшению сигнала в обмотке W_2, соответствующего коду единицы, что крайне нежелательно. Для увеличения этого сигнала необходимо по возможности сближать сердечники. Размеры участка диска, соответствующего коду нуля, также должны быть больше сечения сердечника, чтобы перекрыть основной поток и таким образом уменьшить сигнал, соответствующий коду нуля. Величина выпучивания и определяет степень различия размеров сердечников и отверстия. Минимально допустимые размеры сердечников и зазора в конечном счете определяют минимальные размеры отверстий кодирующего диска, а значит, и его разрешающую способность. Незамкнутые отверстия (отверстия на краю диска) в силу отмеченного явления могут быть несколько меньших размеров, чем замкнутые отверстия при прочих равных условиях.

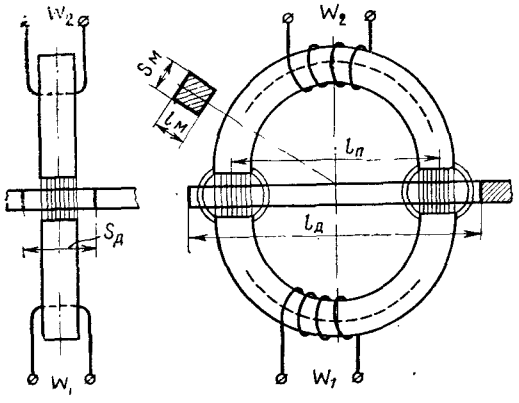


Рис. 8.45. Схема магнитопровода

Кодовая шкала может выполняться дисковой и цилиндрической форм. Цилиндрическая форма позволяет выполнять незамкнутые отверстия.

Сердечники первичной и вторичной обмоток изготавливают из материалов, обладающих большими магнитной проницаемостью и индукцией насыщения. Такие свойства присущи ферромагнетикам с узкой крутой петлей гистерезиса, причем чем у́же и круче петля гистерезиса ферромагнетика, тем выше значение магнитной проницаемости. Магнитная проницаемость может достигать значений 10^5, 10^6 Гс/э для ферромагнитных металлов и 10^3, 10^4 Гс/э — для неметаллических ферромагнетиков. Минимальное сечение сердечника из такого материала, обладающего достаточной механической точностью, равно примерно

1 мм². Если считать, что ширина отверстия и промежутка между ними будет по 1,5 мм, то для восьмиразрядного преобразователя диаметр кодового диска будет несколько больше 100 мм. Таким образом, при отмеченных размерах эту размерность для трансформаторного способа считывания можно считать предельной.

§ 8.8. ИСПОЛЬЗОВАНИЕ ОПТИЧЕСКИХ РЕШЕТОК

Высокая точность преобразования может быть достигнута при использовании *оптических решеток*, которые представляют собой чередующиеся темные и светлые линии, пропускающие и не пропускающие световой поток. В зависимости от величины шага эти решетки можно подразделить на крупные и мелкие.

Крупные растровые решетки, пропуская свет, не вызывают никаких дифракционных и интерференционных явлений. Плотность у крупных растровых решеток меньше 20 линий/мм.

Мелкие дифракционные решетки имеют плотность выше, чем крупные растровые решетки, и прохождение света через них сопровождается дифракционным и интерференционным явлениями.

В преобразователях нашли применение четыре типа сопряжений решеток: обтюрационный, сеточный, нониусный, муаровый.

Обтюрационный тип сопряжений решеток. Этот тип сопряжений решеток реализуется следующим образом. На валу, угол поворота которого подлежит преобразованию, закрепляется кодовый диск с нанесенными в радиальном направлении чередующимися светопроницаемыми и светонепроницаемыми полосами. Соосно с этим диском, но неподвижно, закрепляется второй, аналогичный ему диск (или часть его). По одну сторону решеток размещается источник света, по другую — фотоприемник. В процессе поворота подвижного диска его темные полосы то совпадают с темными полосами неподвижной решетки, то попадают между ними. В первом случае через решетки будет проходить максимум светового потока, во втором — минимум. Полный цикл изменения светового потока от максимума до минимума происходит в пределах поворота вала на один шаг и повторяется на последующих шагах.

Сеточный тип сопряжений решеток. При использовании сеточных сопряжений решеток можно регистрировать световой поток сразу с нескольких участков, находящихся в поле зрения фотоприемника. Такой способ регистрации позволяет при малой ширине участков воспринимать значительный световой поток и усреднять погрешности выполнения светопроницаемых и светонепроницаемых участков.

Нониусный тип сопряжений решеток. Нониусные сопряжения решеток выполняются на соосно расположенных подвижном и неподвижном дисках. Подвижный диск устанавливается на валу, угол поворота которого подлежит преобразованию. Отличие нониусных сопряжений от обтюрационных заключается в том, что число линий на одном диске делают меньше (например, на 10%), чем на другом. Такое выполнение решеток приводит к тому, что при освещении их источником света образуются чередующиеся между собой зоны, в пределах которых световой поток изменяется от некоторого максимума (световые полосы подвижного

и неподвижного дисков совпадают) до некоторого минимума (световые полосы одного диска совпадают с темными полосами другого). Шаг зон охватывает некоторое количество полос, т. е. больше шага полос. При повороте подвижного диска на один шаг штрихов зона перемещается в пределах всей своей величины, т. е. в пределах своего шага, воспроизводя эффект увеличения, равный отношению шагов зон и полос. Регистрация прохождения зоны (ее затемненного участка) осуществляется фотоприемником.

Из-за наличия эффекта увеличения шага можно регистрировать перемещение в долях шага и тем самым повысить точность преобразования.

Муаровый тип сопряжений решеток. Муар представляет собой оптическое явление, возникающее при таком наложении двух систем параллельных линий, при котором линии одной системы пересекают линии другой системы под некоторым острым углом. В этом случае образуются чередующиеся светлые и темные полосы, идущие перпендикулярно к биссектрисам упомянутых острых углов. В случае, если линии систем носят радиальный характер, возникающие муаровые полосы оказываются концентрическими. Ширина получаемых муаровых полос зависит в основном от величины угла, под которым пересекаются системы линий. При увеличении угла полосы сужаются и при угле свыше 30° исчезают.

При смещении одной растровой системы линий относительно другой смещаются и муаровые полосы, причем смещение последних оказывается в десятки и сотни раз бóльшим относительного смещения растров. Такой эффект увеличения перемещения позволяет получать высокие точности преобразования. При относительном перемещении растров на один шаг параллельных полос $w_1 = w_2 = w$ (шаг полос одинаков) соответственно передвигается на один свой шаг W и муаровая полоса:

$$W = kw,$$

где k — коэффициент увеличения перемещения муарового эффекта.

Для рассматриваемого случая

$$k = 1 \Big/ \left(2 \sin \frac{\alpha}{2}\right),$$

где α — угол между растровыми системами.

При достаточно малых α

$$k = 1/\alpha.$$

Регистрация положения муаровой полосы может осуществляться с помощью фотоэлектрической системы амплитудным и фазовым способами.

Амплитудный способ считывания. При этом способе считывания определение положения муаровой полосы производится по засветке фотоприемников, расположенных вдоль ее перемещения в пределах

шага. Если выбранный шаг фиксации муаровой полосы Δ, то количество фотоприемников n в пределах шага муаровой полосы

$$n = W/\Delta$$

Такой способ является видоизменением способа преобразования, основанного на принципе счета, со всеми его положительными качествами и недостатками.

Фазовый способ считывания. При таком способе считывания в пределах шага перемещения W муаровой полосы равномерно размеща-

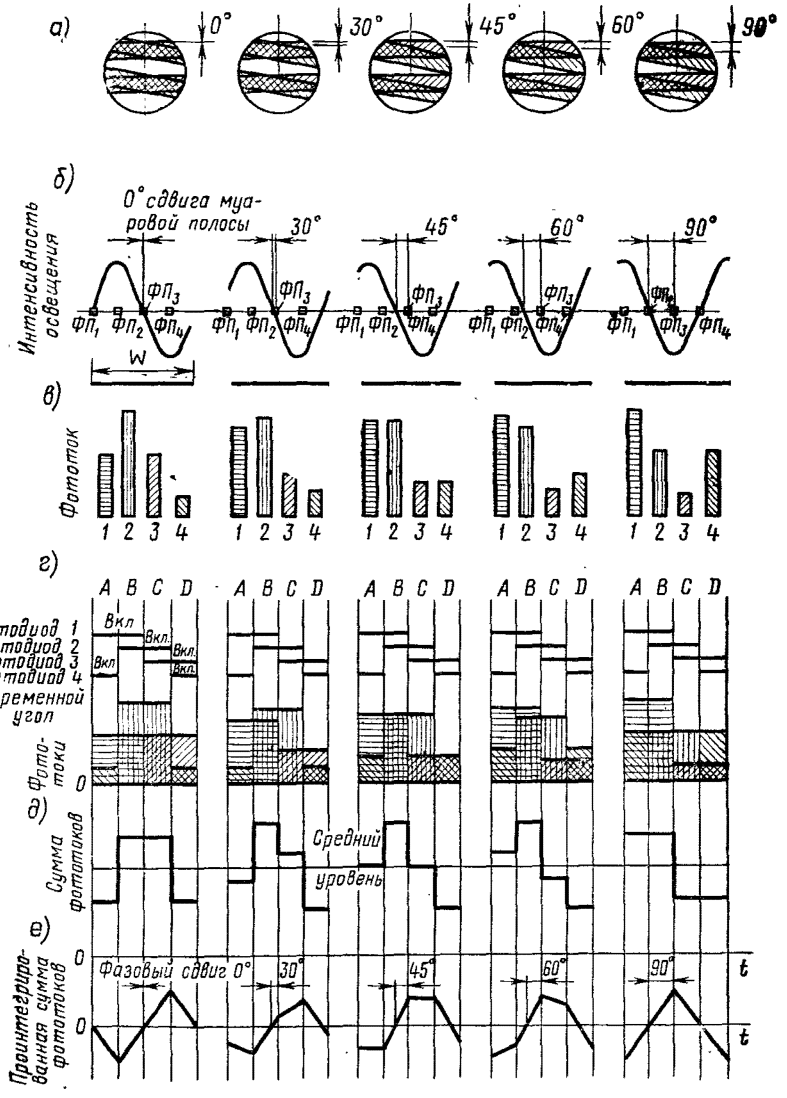


Рис. 8.46. Схемы и графики сигналов преобразователя на муаре

ют четыре фотоприемника $ФП_1$, $ФП_2$, $ФП_3$ и $ФП_4$. На рис. 8.46, *а* показано относительное положение растровых решеток для случаев, когда фазовый сдвиг φ муаровой полосы относительно некоторого фиксированного положения равен 0, 30, 45, 60 и 90°. Характер распределения интенсивности освещенности в пределах шага для различных положений муаровой полосы показан на рис. 8.46, *б*, а на рис. 8.46, *в* показаны величины фототоков в каждом из фотоприемников в соответствии с этой освещенностью. Минимальная освещенность соответствует середине муаровой полосы. При перемещении муаровой полосы освещен-

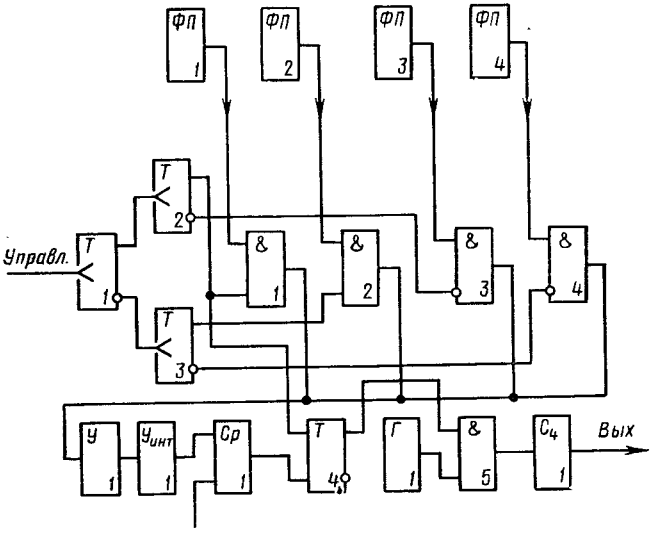


Рис. 8.47. Функциональная схема фазового считывания

ность фотоприемников изменяется, что вызывает изменение снимаемых с них сигналов. Снятие сигналов с фотоприемников проводится в течение четырех тактов (рис. 8.46, *г*) *A*, *B*, *C*, *D* так, что с $ФП_1$ сигнал считывается в тактах *A*—*B*, со второго — в тактах *B*—*C*, с третьего — в тактах *C*—*D* и с четвертого — в тактах *D*—*A*, т. е. каждый считываемый сигнал перекрывает предыдущий на четверть цикла (на π/2 рад). Такое поочередное считывание сигналов с фотоприемников осуществляется с помощью схем $И_1$, $И_2$, $И_3$, $И_4$ и управляющих триггеров T_1, T_2 и T_3 (рис. 8.47). При поступлении тактовых импульсов на счетный вход триггера T_1 он выдает сигналы для управления триггерами T_2 и T_3. На выходах последних формируются прямоугольные сигналы, которые управляют схемами *И*, открывая прохождение через них сигналов с фотоприемников. Эти сигналы поступают на вход суммирующего усилителя $У_1$. После суммирования переменная составляющая сигнала интегрируется интегрирующим усилителем $У_{инт1}$. Эпюры сигналов на входе усилителей $У_1$ и $У_{инт1}$ при различных положениях муаровой полосы приведены на рис. 8.46, *д* и *е*. Определение временно́го фазового

сдвига φ сигнала, полученного на выходе интегратора относительно некоторого опорного сигнала, в качестве которого может быть использован управляющий сигнал первой схемы $И_1$, производится с помощью схемы сравнения $Ср_1$. Схема сравнения $Ср_1$ вырабатывает управляющий сигнал, поступающий на вход триггера $Т_4$ при прохождении проинтегрированной кривой через нуль.

Триггер $Т_4$ управляет схемой $И_5$, через которую проходят счетные импульсы в счетчик $Сч_1$. С началом цикла измерения, т. е. при поступлении управляющего сигнала, на схему $И_1$ одновременно перебрасывается триггер $Т_4$, который и открывает схему $И_5$ для прохождения счетных импульсов. По окончании цикла измерения, т. е. в момент прохождения проинтегрированной кривой через нуль, доступ счетных импульсов в счетчик прекращается. Очевидно, количество накопленных в счетчике импульсов будет пропорционально временно́му фазовому сдвигу φ.

Покажем, что временной фазовый сдвиг φ линейно зависит от смещения муаровой полосы Ω.

Если закон распределения светового потока в пределах шага муаровых полос имеет симметричную треугольную форму, то токи фотоприемника:

$$\left.\begin{aligned} i_1 &= I\,[1 + mg\,(\Omega)]; \\ i_2 &= I\,[1 + mg\,(\Omega + \pi/2)]; \\ i_3 &= I\,[1 + mg\,(\Omega + \pi)]; \\ i_4 &= I\,[1 + mg\,(\Omega + 3\pi/2)], \end{aligned}\right\} \qquad (8.21)$$

где $g\,(\Omega)$ — функция, описывающая треугольную форму распределения светового потока в пределах шага муаровых полос; m — коэффициент глубины модуляции.

Величины светового потока Ф, попадающего на фотоприемник, определяются площадью части светового параллелограмма муаровой картинки S в пределах щели считывания.

Очевидно, величина S есть функция положения x муаровой картинки по отношению к щели считывания. В случае, если шаги растровых решеток w_1 и w_2 равны между собой и равны также ширины их светлых и темных полос, функция $S\,(x)$ имеет треугольную форму.

Зависимость величины светового $Ф\,(x)$ потока от $S\,(x)$ имеет вид $Ф\,(x) = ES\,(x)$, где E — освещенность поля муаровой картины.

При постоянной освещенности график зависимости светового потока от положения муаровой полосы также имеет треугольную форму. Соответственно, если ток фотоприемника линейно определяется световым потоком, то он также будет характеризоваться законом изменения, имеющим треугольную форму.

Потактное считывание сигналов i_1, i_2, i_3, i_4 фотоприемников так как было указано выше, приводит к тому, что на входе усилителя никогда не присутствуют одновременно сигналы i_1 и i_3, это же касается и сигналов i_2 и i_4. Сумма же пары сигналов i_1 и i_3 присутствует одновременно с суммой пары сигналов i_2 и i_4. Эти попарные суммарные сигналы сдвинуты друг относительно друга на четверть цикла, т. е. на $\pi/2$.

Переменная составляющая результирующего сигнала может рассматриваться как сумма составляющих, пропорциональных разностям сигналов $i_1 - i_3$ и $i_2 - i_4$, сдвинутых относительно друг друга на $\pi/2$.

Определим слагаемые переменной составляющей, учитывая (8.21):

$$i_1 - i_3 = I\,[1 + mg\,(\Omega)] - I\,[1 + mg\,(\Omega + \pi)],$$

но так как $g\,(\Omega + \pi) = -g\,(\Omega)$, то

$$i_1 - i_3 = 2mIg\,(\Omega). \qquad 8.22)$$

Аналогично,

$$i_2 - i_4 = I\,[1 + mg\,(\Omega + \pi/2)] - I\,[1 + mg\,(\Omega + 3\pi/2)],$$

но поскольку $g\,(\Omega + 3\pi/2) = -g\,(\Omega + \pi/2)$, то

$$i_2 - i_4 = 2mIg\,(\Omega + \pi/2). \qquad (8.22а)$$

Каждое из рассмотренных разностей характеризуется симметричным прямоугольным законом изменения в пределах шага муаровой картинки.

Поскольку сумма разностей токов поступает затем на интегратор, а интеграл суммы равен сумме интегралов, то процесс интегрирования можно рассматривать самостоятельно для каждой разности.

Интеграл функции, характеризующейся симметричным прямоугольным законом изменения, приводит к функции, характеризующейся симметричным треугольным законом изменения. Прямоугольные функции, как было показано выше, сдвинуты друг относительно друга на $\pi/2$, следовательно, и треугольные функции, получаемые после интегрирования, оказываются сдвинутыми друг относительно друга на $\pi/2$. Следовательно, проинтегрированный суммарный сигнал для последовательности муаровых полос, повторяющихся с частотой ω, имеет вид

$$i\,(\omega t) = (i_1 - i_3)\,g\,(\omega t) + (i_2 - i_4)\,g\,(\omega t - \pi/2),$$

где $g\,(\omega t)$ — симметричная треугольная функция времени.

Учитывая (8.22) и (8.22а), получим

$$i\,(\omega t) = 2mIg\,(\Omega)\,g\,(\omega t) + 2mIg\,(\Omega + \pi/2)\,g\,(\omega t - \pi/2). \quad (8.23)$$

Анализ этого выражения показывает, что функция $i\,(\omega t)$ проходит через нуль при

$$\omega t = (2n + 1)\,\pi/2 - \Omega.$$

Следовательно, фаза φ сигнала $i\,(\omega t)$ линейно зависит от Ω. Но поскольку смещение муаровой полосы равно смещению самой решетки θ, увеличенному в k раз, т. е. $\Omega = k\theta$, то фаза сигнала линейно зависит от θ.

Растровая система, основанная на муаровом эффекте, позволяет преобразовывать механические перемещения, не превышающие величины шага полос: $0 \leqslant \theta \leqslant w$.

Если же перемещения превышают величину w и в общем случае имеется угловое перемещение в пределах 360°, то необходимо рассмот-

ренную систему сочленять с грубым отсчетом, выполненным по одному из разобранных ранее способов. В этом случае растровая система с муаровым эффектом выступает в качестве точного отсчета.

§ 8.9. ПРЕОБРАЗОВАТЕЛИ НАПРЯЖЕНИЯ ВРЕМЯ-ИМПУЛЬСНОГО ТИПА

В преобразователях, работающих по такому принципу, преобразование проводится в два этапа: на первом этапе амплитуде входного сигнала ставится в соответствие вполне определенный временной интервал, на втором этапе производится измерение временно́го интервала.

Реализация первого этапа может производиться различными методами, среди которых наибольшее распространение получили методы сравнения с пилообразным напряжением и сравнения со ступенчатым напряжением.

Метод сравнения с пилообразным напряжением. Работа преобразователя, основанная на методе сравнения с пилообразным напряжением, осуществляется следующим образом (рис. 8.48). С началом цикла преобразования с фиксируемого момента времени t_i начинается сравнение преобразуемого напряжения $U_{вх}$ с эталонным линейно изменяющимся напряжением $U_э$. Момент совпадения по амплитуде напряжений $U_{вх}$ и $U_э$ в каждом цикле преобразования также фиксируется. Этим определяется интервал времени Δt_i нарастания эталонного напряжения

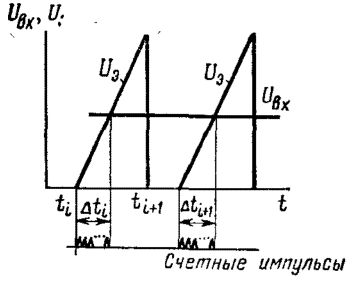


Рис. 8.48. График сравнения с пилообразным напряжением

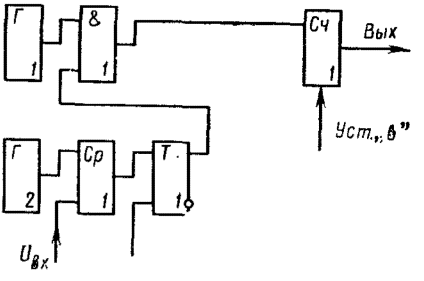


Рис. 8.49. Структурная схема преобразователя, основанная на методе сравнения с пилообразным напряжением

до уровня преобразуемого. Но так как закон изменения эталонного напряжения в пределах цикла выбран линейным: $U_э = k\Delta t$ [$0 \leqslant \Delta t \leqslant \Delta t_{max}$] и величина k известна, то временной интервал Δt_i в каждом цикле преобразования однозначно определяет амплитуду напряжения $U_{вх}$:

$$U_{вхi} = U_{эi} = k\Delta t_i.$$

Измерение временно́го интервала Δt_i производится путем его заполнения счетными импульсами. Подсчет счетных импульсов осуществляется двоичным счетчиком *Сч*.

Упрощенная схема преобразователя, выполняющего рассмотренные этапы, изображена на рис. 8.49. Она состоит из генератора счет-

ных импульсов $Г_1$ высокостабильной частоты, схемы *И*, счетчика *Сч*, управляющего триггера T_1, схемы сравнения *Ср* и генератора пилообразного напряжения $Г_2$. Перед очередным циклом сравнения подачей сигнала по шине установка нуля *Уст.* «0» счетчик *Сч* устанавливается в нулевое положение. С началом очередного цикла преобразования схемой управления циклами управляющий триггер T_4 переводится в положение, открывающее схему *И*. Через схему *И* открывается доступ счетных импульсов в счетчик *Сч*. Как только напряжение $U_{вх}$ сравнивается по амплитуде с $U_э$, схема сравнения *Ср* вырабатывает сигнал, перебрасывающий триггер *Т* в исходное положение, схема *И* закрывается и доступ счетных импульсов в счетчик *Сч* прекращается. Накопленное в счетчике количество *n* счетных импульсов будет пропорционально временному интервалу Δt_i:

$$n = f_t \Delta t_i,$$

где f_t — частота счетных импульсов.

Двоичный код накопленного числа импульсов в счетчике *Сч* может быть выдан затем на выход в параллельном или последовательных кодах. На этом цикл преобразования заканчивается. Содержимое счетчика *Сч* сбрасывается и формируется импульс начала следующего цикла. Далее цикл преобразования повторяется.

Длительность цикла преобразования $\Delta t_ц$ выбирается в зависимости от скорости изменения напряжения $U_{вх}$ так, чтобы за время $t_ц$ изменение напряжения $U_{вх}$ не превышало цены младшего разряда двоичного числа, накапливаемого в счетчике. Максимальная амплитуда напряжения $U_{э\,max}$ должна быть не меньше максимально допустимого уровня напряжения $U_{вх}$. Отсюда крутизна эталонного напряжения $U_{э\,max}/\Delta t_ц$ определяется требуемой точностью.

Допустимая точность преобразования в таких преобразователях ограничивается точностью работы схемы сравнения по определению совпадения амплитуд напряжений $U_{вх}$ и $U_э$, а также стабильностью и линейностью пилообразного напряжения.

Генераторы пилообразного напряжения. В качестве простейшего генератора пилообразного напряжения может быть использован усилитель с *RC*-выходной цепочкой. При поступлении на вход усилителя запускающего импульса напряжение на выходе *RC*-цепочки начинает нарастать по экспоненциальному закону с постоянной времени $\tau = RC$:

$$e_{вых} = E_к (1 - e^{-t/\tau}) \quad (0 \leqslant t \leqslant \Delta t_ц).$$

С некоторыми допущениями начальный участок экспоненты можно считать близким к линейному. Ошибка, возникающая при этом, может быть определена, если разложить выражение для выходного напряжения в степенной ряд:

$$e_{вых} = E_к \left[1 - 1 + \frac{t}{\tau} - \frac{1}{2!}\left(\frac{t}{\tau}\right)^2 + \frac{1}{3!}\left(\frac{t}{\tau}\right)^3 - \ldots\right] =$$
$$= E_к \frac{t}{\tau}\left[1 - \frac{1}{2}\left(\frac{t}{\tau}\right) + \frac{1}{6}\left(\frac{t}{\tau}\right)^2 - \ldots\right].$$

Линейно нарастающее напряжение с углом наклона, равным первоначальному наклону пилы, выражается как

$$e'_{\text{вых}} = E_{\text{к}}\, t/\tau$$

Следовательно, ошибка (рис. 8.50), возникающая за счет нелинейности экспоненты,

$$\varepsilon = e_{\text{вых}} - e_{\text{вых}} = E_{\text{к}}\frac{t}{\tau} - E_{\text{к}}\frac{t}{\tau}\left[1 - \frac{1}{2}\left(\frac{t}{\tau}\right) + \right.$$
$$\left. + \frac{1}{6}\left(\frac{t}{\tau}\right)^2 - \ldots\right] = E_{\text{к}}\frac{t}{\tau}\left[\frac{1}{2}\cdot\frac{t}{\tau} - \frac{1}{6}\left(\frac{t}{\tau}\right)^2 + \ldots\right].$$

В начальной части экспоненты при $t/\tau \ll 1$

$$e_{\text{вых}} \approx E_{\text{к}} t/\tau$$

и, следовательно, ошибка близка к нулю. С расширением $\Delta t_{\max}$ ошибка возрастает.

Возможности такой схемы ограничены сравнительно невысокой точностью и невысоким уровнем преобразуемого напряжения. Для повышения точности возникает необходимость в создании специальных

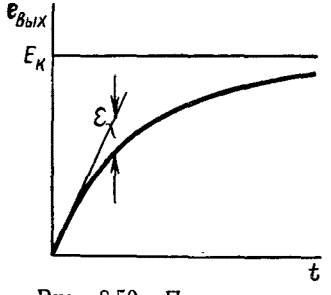


Рис. 8.50. Принципиальная электрическая схема генератора пилообразного напряжения

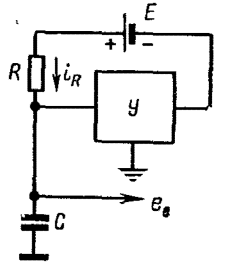


Рис. 8.51. Принципиальная электрическая схема генератора пилообразного напряжения с обратной связью

генераторов пилообразного напряжения с обратной связью. Построение таких генераторов основывается на поддержании постоянства тока через конденсатор. Как известно, напряжение e_C и ток i_C конденсатора связаны следующей зависимостью:

$$e_C = \frac{1}{C}\int_0^t i_C\, dt.$$

Из этого уравнения видно, что при $i_C = \text{const}$ напряжение изменяется по линейному закону

$$e_C = (i_C/C)\, t,$$

где $i_C/C = \text{const}$.

Схема, обеспечивающая постоянство прохождения тока через конденсатор, изображена на рис. 8.51. Это достигается введением положи-

тельной обратной связи, выполненной на усилителе $У$ с коэффициентом усиления k.

Токи через конденсатор C и сопротивление R:

$$i_C = C de_C/dt,$$
$$i_R = (E + ke_C)/R - e_C/R.$$

Предполагая, что входное сопротивление усилителя $У$ и сопротивление нагрузки R бесконечно большие, а выходное сопротивление усилителя равно нулю, получим, что

$$i_C = i_R.$$

Подставив в это выражение значения токов, будем иметь

$$C\frac{de_C}{dt} = \frac{E + ke_C}{R} - \frac{e_C}{R}$$

или после преобразования

$$\frac{de_C}{dt} + \frac{e_C(1-k)}{RC} = \frac{E}{RC}.$$

И окончательно, вводя обозначение постоянной времени $\tau = RC$ цепи разряда, получим

$$\frac{de_C}{dt} + \frac{e_C(1-k)}{\tau} = \frac{E}{\tau}.$$

Решение полученного дифференциального уравнения при нулевых начальных условиях может быть найдено в виде

$$e_C = \frac{E}{1-k}\left[1 - e^{-[(1-k)/\tau]t}\right].$$

Это выражение можно разложить в степенной ряд:

$$e_C = \frac{E}{1-k}\left[(1-k)\frac{t}{\tau} - \frac{(1-k)^2}{2!}\frac{t^2}{\tau^2} + \frac{(1-k)^3}{3!}\frac{t^3}{\tau^3} - \ldots\right] =$$
$$= E\left[\frac{t}{\tau} - \frac{1-k}{2!}\frac{t^2}{\tau^2} + \frac{(1-k)^2}{3!}\frac{t^3}{\tau^3} - \ldots\right].$$

Данное уравнение показывает, что если коэффициент усиления усилителя $k = 1$, то напряжение конденсатора нарастает по линейному закону

$$e_C = Et/\tau.$$

При соблюдении равенства $k = 1$ точность поддержания линейного закона изменения e_C будет определяться стабильностью источника питания E параметров R и C.

В качестве усилителя с $k = 1$ можно использовать катодный или эмиттерный повторитель. Перед очередным циклом выработки линейного напряжения конденсатор должен шунтироваться электронным ключом, с тем чтобы нарастание напряжения начиналось с нуля.

Метод сравнения со ступенчатым напряжением. Работа преобразователя в случае сравнения преобразуемого напряжения с линейно-ступенчатым происходит аналогично работе преобразователя, осуществляющего сравнение преобразуемого напряжения $U_{вх}$ с эталонным напряжением $U_э$. Отличие заключается лишь в виде эталонного напряжения (рис. 8.52), каждой ступеньке которого соответствует единица, на-

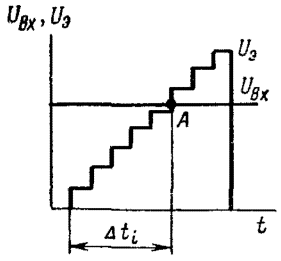


Рис. 8.52. График сравнения со ступенчатым напряжением

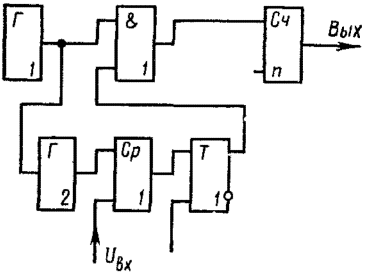


Рис. 8.53. Функциональная схема преобразователя, основанная на сравнении со ступенчатым напряжением

капливаемая в счетчике. К моменту совпадения напряжений $U_{вх}$ и $U_э$ в счетчике накопится число, пропорциональное амплитуде напряжения $U_{вх}$. Схема такого преобразователя изображена на рис. 8.53.

В исходном состоянии счетчик *Сч* находится в нулевом положении и схема $И_1$ закрыта. С началом очередного цикла сравнения запускается генератор счетных импульсов $Г_1$, перебрасывается триггер $Т_1$ и тем самым открывается доступ счетных импульсов в счетчик *Сч*. Одновременно на каждый счетный импульс формируется ступенька эталонного напряжения генератором ступенчатого напряжения $Г_2$. Этот процесс продолжается до тех пор, пока напряжение $U_э$ не сравняется с напряжением $U_{вх}$. Момент совпадения напряжений $U_{вх}$ и $U_э$ фиксируется схемой сравнения *Ср*, которая вырабатывает при этом сигнал, перебрасывающий триггер $Т_1$ в исходное состояние, схема $И_1$ закрывается и доступ счетных импульсов в счетчике *Сч* прекращается. После считывания результата из счетчика *Сч* схема вновь подготавливается к очередному циклу сравнения.

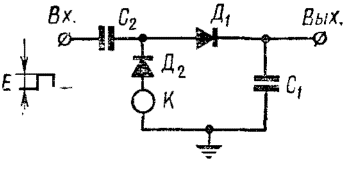


Рис. 8.54. Принципиальная электрическая схема генератора линейного ступенчатого напряжения

Принципиальная схема одного из генераторов линейно-ступенчатого напряжения изображена на рис. 8.54. На вход генератора поступают прямоугольные импульсы положительной полярности с амплитудой E. При поступлении импульса конденсаторы C_2 и C_1 заряжаются. После исчезновения входного импульса конденсатор C_1 будет удерживать накопленный заряд, а конденсатор C_2 начнет разряжаться через диод $Д_2$.

Анод диода $Д_2$ подсоединяется к выходу через катодный повторитель K с коэффициентом усиления, близким к единице. Вследствие этого конденсатор C_2 перезаряжается в противоположной полярности до напряжения e (e — напряжение на выходе).

К моменту прихода следующего прямоугольного импульса приращение (ступенька) выходного напряжения (пренебрегая прямым сопротивлением диода) будет

$$\Delta e = \frac{C_2}{C_1 + C_2}(E - e_{C_2} - e),$$

где e_{C_2} — заряд на конденсаторе C_2.

Но $e_{C_2} = -e$, следовательно,

$$\Delta e = \frac{C_2}{C_1 + C_2} E.$$

Из уравнения видно, что приращение ступеньки выходного напряжения Δe имеет постоянную величину и не зависит от величины выходного напряжения. Очевидно, что отклонение коэффициента усиления катодного повторителя K от единицы приводит к нарушению равенства $e_{C_2} = -e$ и, следовательно, к непостоянству в высоте последующих ступенек выходного напряжения. Это ограничивает точность преобразования.

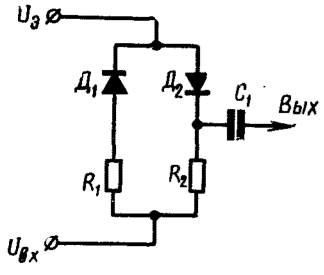


Рис. 8.55. Принципиальная электрическая схема сравнения на диодах

Схемы сравнения. Схемы сравнения преобразуемого напряжения $U_{вх}$ с эталонным $U_э$ могут строиться на различных элементах. Одной из простейших схем является схема сравнения на диодах, изображенная на рис. 8.55. До тех пор пока напряжение $U_э$ не сравняется по амплитуде с напряжением $U_{вх}$, диод $Д_1$ остается открытым, а диод $Д_2$ — закрытым. Сигнал на выходе отсутствует. Как только амплитуда напряжения $U_э$ превысит амплитуду $U_{вх}$, диод $Д_1$ закрывается, а диод $Д_2$ открывается и по сопротивлению R_2 протекает ток. При этом на выходной шине появляется импульс напряжения.

Недостатком такой схемы сравнения является относительно низкая чувствительность, зависящая от уровня сравниваемых сигналов, что объясняется наличием у диода пологого участка вольт-амперной характеристики в области прямых напряжений от 0 до 200—300 мВ. Кроме того, при широком диапазоне изменения температуры обратное сопротивление диода изменяется, что приводит к нежелательному непостоянству чувствительности схемы. Так, например, у германиевого диода Д9К с изменением температуры от 20 до 70° обратное сопротивление уменьшается почти в 1000 раз.

Фиксируемая величина выходного импульса зависит от чувствительности следующей схемы (в данном случае управляющего триггера) и величины разности сравниваемых напряжений. Для уменьшения ве-

личины фиксируемой разности, т. е. повышения чувствительности диодной схемы сравнения, она обычно выполняется совместно с усилительным или релаксационным каскадом. При этом существенное значение приобретает согласование работы диодной схемы и последующего каскада. Одна из таких схем сравнения совместно с усилительным каскадом, выполненным на полупроводниковом триоде, приведена на рис. 8.56. До тех пор пока напряжение $U_{вх}$ остается больше напряжения $U_э$, ток в первичной обмотке W_1 импульсного трансформатора $Тр_1$ отсутствует. Как только напряжение $U_э$ превысит напряжение $U_{вх}$, в обмотке W_1 появляется

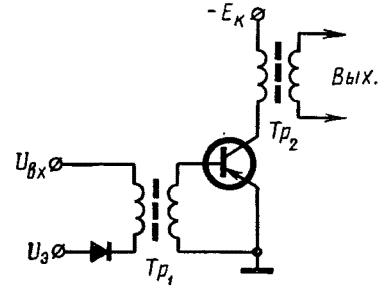


Рис. 8.56. Принципиальная электрическая схема сравнения на полупроводниковом триоде

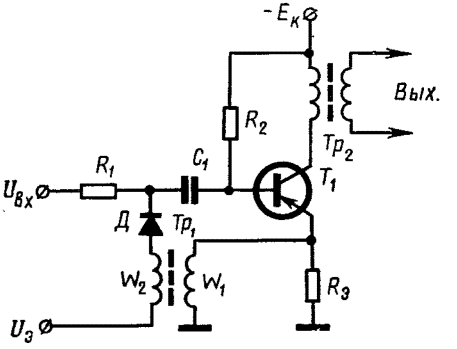


Рис. 8.57. Принципиальная электрическая схема сравнения с положительной обратной связью

сигнал. Снимаемый со вторичной обмотки W_2 сигнал усиливается и поступает на выходную обмотку трансформатора $Тр_2$. Такая схема может обеспечить чувствительность порядка 50 + 100 мВ.

Дальнейшее повышение чувствительности схемы может быть достигнуто путем введения положительной обратной связи между схемой сравнения и усилительным каскадом (рис. 8.57). Положительная обратная связь осуществляется с помощью импульсного трансформатора $Тр_1$. В начальном состоянии, до тех пор пока эталонное напряжение $U_э$ не превысило преобразуемого напряжения $U_{вх}$, ток в первичной цепи (R_1 — $Д$) практически отсутствует. Полупроводниковый триод T_1 при этом за счет надлежащего выбора сопротивления R_2 находится в состоянии, близком к насыщенному, т. е. открыт. В эмиттерной цепи протекает постоянный ток, и, следовательно, положительная обратная связь не действует. Как только напряжение $U_э$ превысит напряжение $U_{вх}$, диод $Д$ открывается и в сравнивающей цепи появляется ток. При этом на базе транзистора T_1 будет положительный сигнал, под действием которого транзистор T_4 начинает запираться и, следовательно, его коллекторный и эмиттерный токи уменьшаются. Уменьшение эмиттерного тока приводит к появлению во вторичной обмотке W_2 трансформатора $Тр_1$ сигнала, способствующего дальнейшему быстрейшему отпиранию диода $Д$, что в свою очередь приводит к увеличению положительного сигнала на базе транзистора T_1 и его запиранию. Такой процесс протекает лавинообразно и характеризуется высоким быстродействием.

Изменение коллекторного тока при переходе транзистора T_1 от насыщенного состояния к закрытому приводит к появлению сигнала во вторичной обмотке W_2 импульсного трансформатора Tp_2.

Наибольшая эффективность цепи обратной связи бывает при коэффициенте передачи цепи, близком к единице, что достигается выбором отношения числа витков W_2/W_1 импульсного трансформатора T_1, равном 1,5÷2.

Введение положительной обратной связи позволяет почти на порядок повысить чувствительность схемы в достаточно широком диапазоне изменения сравниваемых параметров. При надлежащем выборе параметров чувствительность схемы может быть доведена до 20 мВ в пределах 0÷10 В.

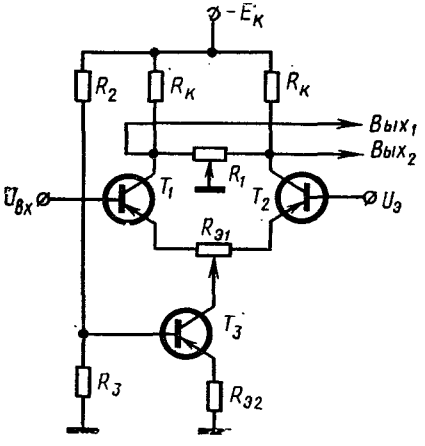


Рис. 8.58. Принципиальная электрическая схема сравнения с предварительным усилением

В качестве релаксационных каскадов, работающих совместно со схемами сравнения, используются триггер Шмидта, мультивибратор, блокинг-генератор.

Высокой чувствительностью отличаются схемы сравнения с предварительным усилением сигналов. Такие схемы особенно приемлемы при низких уровнях сравниваемых сигналов. Основой этих схем является дифференциальный усилитель (рис. 8.58). На вход транзистора T_1 подается преобразуемое напряжение $U_{вх}$; на вход транзистора T_2 — эталонное напряжение $U_э$. С выходных клемм дифференциального усилителя при условии симметрии схемы снимается напряжение, пропорциональное разности между входными сигналами:

$$U_{вых} = k(U_{вх} - U_э),$$

где k — коэффициент усиления дифференциального усилителя.

Такая схема сравнения имеет более широкое применение, так как может работать при изменении знака разности между входными сигналами. Соответственно этому изменяется и знак выходного сигнала. Чувствительность рассматриваемой схемы, ограничиваемая величиной дрейфовых напряжений, выше, чем чувствительность усилителей постоянного тока других типов. Это обеспечивается балансом нулевых токов и напряжений на переходах эмиттер — база транзисторов T_1 и T_2 и стабилизацией общего тока дифференциального усилителя путем включения транзистора T_3. Небольшая величина общего тока приводит к существенному ослаблению дрейфа напряжения из-за изменения коэффициента усиления β. Использование дифференциального усилителя позволяет достигать чувствительности (в диапазоне температур 20÷35°) порядка нескольких милливольт. Рассмотренный усилитель может работать на высокоомную нагрузку.

§ 8.10. ПРЕОБРАЗОВАТЕЛИ С ЭТАЛОННЫМИ УРОВНЯМИ

Работа таких преобразователей основывается на возможности разложения любого значения преобразуемого сигнала на слагаемые, пропорциональные степени двойки:

$$U_{вх} = x_n 2^n U_э + x_{n-1} 2^{n-1} U_э + \ldots + x_i 2^i U_э + \ldots + x_0 2^0 U_э,$$

где $U_{вх}$ — преобразуемое напряжение; x_i равно 0 или 1; $2^i U_э = U_{эi}$ — эталонный уровень напряжения.

Работа преобразователя сводится к выявлению наличия или отсутствия в преобразуемом напряжении $U_{вх}$ весовых эталонных напряжений $2^i U_э$. Если данное весовое эталонное напряжение $2^i U_э$ присутствует, то в соответствующем разряде двоичного числа x_i на выходе преобразователя формируется код единицы, если отсутствует — код нуля.

Значение старшего эталонного уровня должно превышать половину максимально допустимого преобразуемого напряжения: $2^n U_э > U_{вх\,max}/2$ или $2^{n+1} U_э > U_{вх\,max}$.

Выявление наличия весовых эталонных уровней проводится последовательно (начиная со старшего) путем сравнений и вычитаний. На первом этапе напряжение $U_{вх}$ сравнивается со старшим напряжением $U_э$. Если напряжение $U_{вх}$ превышает напряжение $U_э$ или равно ему, то в старший разряд двоичного числа на выход выдается код единицы и производится определение разности $(U_{вх} - 2^n U_э)$. Если напряжение $U_{вх}$ оказывается меньше напряжения $U_э$, то в старший разряд двоичного числа на выход выдается код нуля, определение разности не производится.

На втором этапе полученная разность $(U_{вх} - 2^n U_э)$, если $x_n = 1$ (или полное входное напряжение $U_{вх}$, если $x_n = 0$), сравнивается со следующим весовым эталонным напряжением. И вновь, если $(U_{вх} - 2^n U_э) \geqslant 2^{n-1} U_э$ (или $U_{вх} \geqslant 2^{n-1} U_э$ при $x^n = 0$ соответственно), то в следующем x_{n-1} разряде двоичного числа на выходе формируется код единицы и производится определение разности $(U_{вх} - 2^n U_э) - 2^{n-1} U_э$. Если $(U_{вх} - 2^n U_э)$ оказывается меньше $2^{n-1} U_э$, то в следующем x_{n-1} разряде двоичного числа формируется код нуля и определение разности не производится. Затем начинается третий этап и так до выявления всех уровней.

Старшие три каскада схемы, реализующей такой принцип, приведены на рис. 8.59. Она состоит из усилителей постоянного тока $У_i$, двухпозиционных поляризованных реле P с преобладанием к нижнему контакту и источников весовых эталонных напряжений $2^i U_э$.

На вход усилителя старшего разряда $У_n$ поступает разность входного напряжения $U_{вх}$ и старшего эталонного напряжения $2^n U_э$. Если эта разность оказывается положительной, то на выходе усилителя появляется сигнал, который приводит к срабатыванию поляризованного реле P_n (оно замыкается на контакт *1*). Вследствие этого на выходе x_n формируется код единицы и весовое эталонное напряжение $2^n U_э$ проходит в следующий каскад сравнения. На вход усилителя следующего разряда $У_{n-1}$ поступает разность входного напряжения $U_{вх}$ и суммы двух старших эталонных напряжений $(2^n U_э + 2^{n-1} U_э)$. Если эта раз-

ность оказывается положительной, то на выходе усилителя появляется сигнал, который также приводит к срабатыванию реле P_{n-1}, формированию кода единицы на выходе x_{n-1} и передаче эталонных напряжений в следующий каскад сравнения и вычитания.

Если на входе старшего каскада сравнения разность $(U_{вх} - 2^n U_э)$ окажется отрицательной, то поляризованное реле не сработает и переключатель *2* останется на контакте *3*. Вследствие этого на выходе x_n формируется код нуля и весовое эталонное напряжение $2^n U_э$ в следующий каскад сравнения не поступит. В следующем каскаде затем входное напряжение будет сравниваться только со следующим весовым эталонным напряжением и т. д.

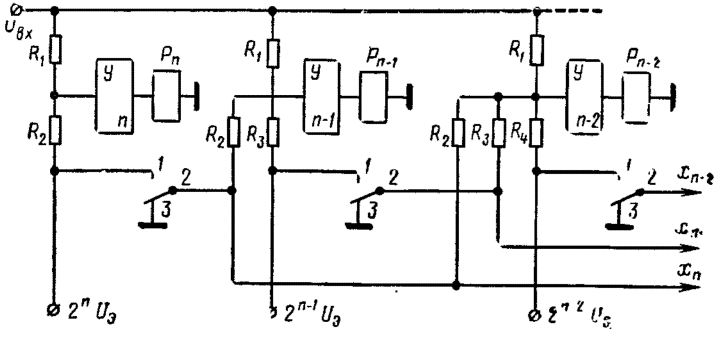


Рис. 8.59. Функциональная схема преобразователя напряжения, основанная на сравнении с эталонными напряжениями

Точность работы рассмотренного преобразователя, а следовательно, и допустимая разрядность преобразования определяются стабильностью весовых эталонных уровней, чувствительностью усилителей постоянного тока и работой поляризованного реле. Для повышения быстродействия и надежности поляризованное реле может быть заменено электронным триггером.

За счет увеличения количества усилителей постоянного тока можно перейти к схеме с одним эталонным уровнем. Это достигается за счет того, что проводимые выше этапы сравнения и вычитания:

$$\text{1-й этап} \quad U_{вх} - 2^n U_э = \Delta U_0;$$

$$\text{2-й этап} \quad \Delta U_0 - 2^{n-1} U_э = \Delta U_1;$$

$$\text{3-й этап} \quad \Delta U_1 - 2^{n-2} U_э = \Delta U_2,$$

$$\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots$$

$$(n+1)\text{-й этап} \quad \Delta U_{n-1} - 2^0 U_э = \Delta U_n$$

можно заменить следующими этапами:

$$\begin{aligned}
&\text{1-й этап} \quad U_{\text{вх}} - 2^n U_{\text{э}} = \Delta U_0;\\
&\text{2-й этап} \quad 2^1(\Delta U_0 - 2^{n-1} U_{\text{э}}) = 2^1 \Delta U_1\\
&\text{или} \quad 2^1 \Delta U_0 - 2^n U_{\text{э}} = 2^1 \Delta U_1 = \Delta U_1';\\
&\text{3-й этап} \quad 2^2(\Delta U_1 - 2^{n-2} U_{\text{э}}) = 2^2 \Delta U_2;\\
&\text{или} \quad 2\Delta U_1' - 2^n U_{\text{э}} = 2^2 \Delta U_2 = \Delta U_2';\\
&\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots\\
&(n+1)\text{-й этап} \quad 2^n(\Delta U_n - 2^0 U_{\text{э}}) = 2^n \Delta U_n;\\
&\text{или} \quad 2\Delta U_{n-1} - 2^n U_{\text{э}} = 2^n \Delta U_n = \Delta U_n'.
\end{aligned}$$

Приведенные уравнения показывают, что на каждом этапе сравнение можно вести с одним и тем же эталонным уровнем, равным старшему весовому эталонному уровню $2^n U_{\text{э}} = U_{\text{э}}'$. Для этого сравнение должно вестись на всех этапах, кроме первого, не с преобразуемым напряжением, а с удвоенной разностью предыдущего этапа сравнения $2\Delta U_{i-1}'$. Написанные уравнения справедливы для случая, когда во всех разрядах двоичного числа появляется код единицы. В общем случае с учетом возможности появления кода нуля в разрядах x_i

$$x_i = \begin{cases} 0, & \text{если } \Delta U_i' < U_{\text{э}}';\\ 1, & \text{если } \Delta U_i' \geqslant U_{\text{э}}'. \end{cases}$$

Работа каскада на i-м этапе сравнения $U_i' = 2(\Delta U_{i-1}' - U_{\text{э}}' x_{i-1})$, где $U_{\text{э}}' = 2^n U_{\text{э}}$.

В качестве примера рассмотрим пятикаскадный преобразователь, спроектированный на диапазон входных напряжений 0÷30 В. Шаг квантования $U_{\text{э}} = 1$ В. Эталонный уровень напряжения $2^{5-1} U_{\text{э}} = 16$ В.

Воспользовавшись вышеприведенными формулами, получим результат преобразования в виде двоичного числа вида $x_4 x_3 x_2 x_1 x_0$. Например, для входного напряжения $U_{\text{вх}} = 21$ В, сравнивая $U_{\text{вх}}$, $\Delta U_3'$, $\Delta U_2'$, $\Delta U_1'$, ΔU_0 с эталонным напряжением $U_{\text{э}}'$, найдем поразрядно цифры двоичного числа ($U_{\text{вх}} = 21 > 16$, $x_4 = 1$):

$$\begin{aligned}
&\Delta U_3' = 2(21 - 16 \cdot 1) = 10 < 16 \quad && x_3 = 0;\\
&\Delta U_2' = 2(10 - 16 \cdot 0) = 20 > 16 \quad && x_2 = 1;\\
&\Delta U_1' = 2(20 - 16 \cdot 1) = 8 < 16 \quad && x_1 = 0;\\
&\Delta U_0' = 2(8 - 16 \cdot 0) = 16 && x_0 = 1,
\end{aligned}$$

т. е. 10101.

Старшие три разряда преобразователя, реализующего рассмотренные правила, изображены на рис. 8.60. Схема в каждом каскаде сравнения состоит из схемы вычитания *Сх. Выч* и схемы, осуществляющей удвоение разности, *Сх. Уд*. Если в результате сравнения на очередном этапе разность оказывается положительной $\Delta U_i' \geqslant U_{\text{э}}'$, то в i-м разряде двоичного числа x_i формируется код единицы, а перед поступлением на следующий каскад сравнения с $U_{\text{э}}'$ эта разность удваивается.

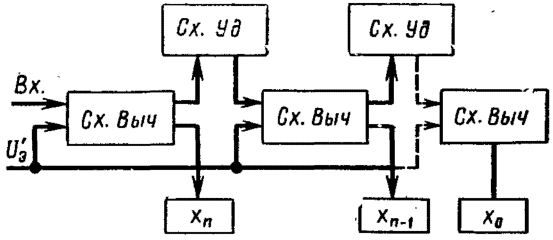


Рис. 8.60. Структурная схема преобразователя с удвоением разности

Если в результате сравнения на очередном этапе разность оказывается отрицательной $\Delta U'_i < U'_э$, то в i-м разряде двоичного числа формируется код нуля, а на следующий этап сравнения проходит неудвоенная разность.

§ 8.11. ПРЕОБРАЗОВАТЕЛИ С ОБРАТНОЙ СВЯЗЬЮ

В преобразователи с обратной связью в качестве основных элементов входят преобразователи цифро-аналогового типа, осуществляющие выработку напряжений, пропорциональных подбираемому числу. Если выработанное напряжение совпадает по амплитуде с выходным напряжением, подлежащим преобразованию, то это будет означать, что подобранное двоичное число является искомым результатом. Схема преобразователя с обратной связью изображена на рис. 8.61. Рассмотрим работу такого преобразователя несколько подробнее (рис. 8.62).

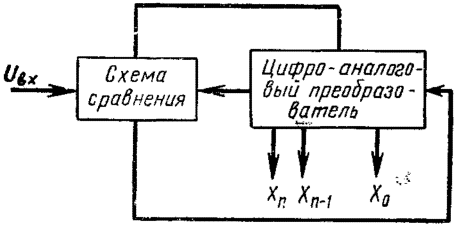


Рис. 8.61. Структурная схема преобразователя с обратной связью

В преобразователе преобразуемое напряжение сравнивается с напряжением, вырабатываемым цифро-аналоговым преобразователем. Это напряжение представляет собой сумму эталонных напряжений, веса которых соответствуют весам разрядов двоичного числа.

Сумма эталонных напряжений подбирается, начиная со старшего весового уровня, таким образом, чтобы она оказалась равной преобразуемому напряжению с точностью до величины наименьшего эталонного напряжения. При наличии данного весового эталонного напряжения $U_{эi}$ в подобранной сумме в соответствующем i-м разряде двоичного числа вырабатывается код «1», при отсутствии — код «0».

Преобразуемое напряжение $U_{вх}$ с коммутатора каналов поступает на схему сравнения *Ср*, на другой вход схемы сравнения подаются эталонные напряжения, которые вырабатываются сеткой сопротивлений $ДШ_2$ при подаче в соответствующие весовые ветви напряжений с клю-

чевых триггеров (T_1 — T_n). Триггеры перебрасываются и включают эти напряжения последовательно, начиная со старшей весовой ветви от тактовых управляющих импульсов. Выработка управляющих импульсов и подача их на соответствующий триггер осуществляются с помощью генератора импульсов $Г_1$, двоичного счетчика $Сч_1$ и диодного дешифратора $ДШ_1$.

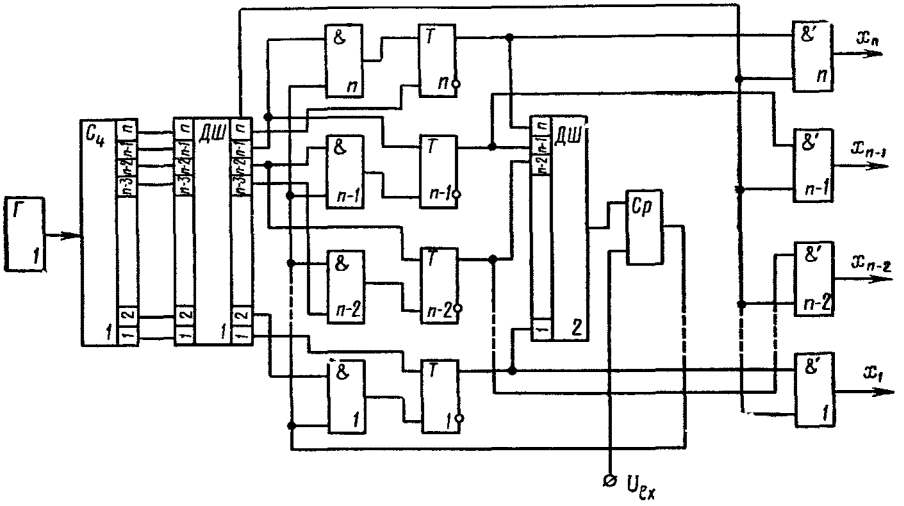


Рис. 8.62. Функциональная схема преобразователя с обратной связью

В момент поступления первого тактового импульса первый триггер T_1 перебрасывается и сеткой весовых сопротивлений вырабатывается старшее по весу эталонное напряжение $U_{эп}$. Это напряжение поступает на сравнение с напряжением $U_{вх}$ в схему сравнения $Ср$. Если напряжение $U_{эп}$ оказывается больше входного, т. е. $(U_{вх} - U_{эп}) < 0$, то схемой сравнения вырабатывается управляющий сигнал в цепь схем сравнения $И_1 \div И_n$. Если эталонное напряжение меньше входного напряжения, т. е. $(U_{вх} - U_{эп}) > 0$, то управляющий сигнал не вырабатывается.

При поступлении второго тактового импульса перебрасывается второй триггер T_2, включается следующая весовая ветвь сетки сопротивлений и на ее выходе появляется следующее по весу эталонное напряжение $U_{э(n-1)}$. Одновременно второй тактовый импульс поступает на вход схемы $И_1$. В случае, если на другом управляющем входе схемы $И_1$ имеется сигнал со схемы сравнения (если $(U_{вх} - U_{эп}) < 0$], второй тактовый импульс проходит на второй вход первого триггера T_1 и возвращает его в исходное состояние, снимая напряжение питаемой им весовой ветви. В случае, если $(U_{вх} - U_{эп}) > 0$, триггер остается в переброшенном состоянии. Следовательно, при втором такте в схеме сравнения входное напряжение сравнивается либо только со вторым по весу эталонным напряжением $U_{вх} - U_{э(n-1)}$, либо с суммой весовых эталонных напряжений $U_{вх} - [U_{эп} + U_{э(n-1)}]$ в зависимости от результата первого сравнения. При этом снова выявляется знак разности и т. д

Пример эпюры суммы эталонных напряжений по окончании пятиразрядного цикла сравнения приведен на рис. 8.63. Уровень *1* равен $U_{эп}$; уровень *2* равен $U_{э(n-1)}$; уровень *3* равен $(U_{э(n-1)} + U_{э(n-2)})$; уровень *4* равен $(U_{э(n-1)} + U_{э(n-3)})$; уровень *5* равен $(U_{э(n-1)} + U_{э(n-3)} + U_{э(n-4)})$.

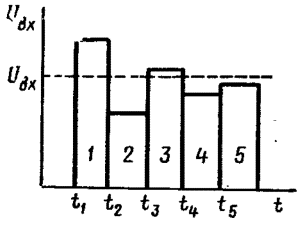


Рис. 8.63. Эпюра напряжений на выходе сетки сопротивлений

После окончания всего цикла сравнения, состоящего из n тактов, триггеры оказываются в переброшенном или в исходном состоянии в зависимости от того, присутствуют ли соответствующие весовые эталонные напряжения в конечной сумме эталонных напряжений. Выходы триггеров параллельно с весовыми ветвями сетки сопротивлений подключены к управляющим входам выходных схем $И'_1 \div И'_n$ (см. рис. 8.62). После выполнения всех тактов сравнения со счетчика *Сч* через дешифратор $ДШ_1$ на входы всех схем $И'$ поступает считывающий импульс, который проходит на выходные шины, если соответствующие схемы $И'$ открыты триггерами, хранящими код «1». Таким образом, на выходе по окончании $n+1$ тактов цикла появляется параллельный двоичный код преобразуемого напряжения.

Преобразователи с обратной связью обладают высоким быстродействием и точностью и вследствие этого находят широкое применение.

§ 8.12. ПРЕОБРАЗОВАТЕЛИ НА ЭЛЕКТРОННОЛУЧЕВОЙ ТРУБКЕ

Принцип работы преобразователя на электроннолучевой трубке (ЭЛТ) поясняется на рис. 8.64. ЭЛТ состоит из электронной пушки *1*, модулятора *2*, отклоняющих пластин *3* и *4*, кодовой маски *5*, коллекторов *6*. Электронная пушка *1* служит для формирования узкого пучка электронов (электронного луча), а модулятор — для его отпирания и запирания.

Преобразуемое напряжение $U_{вх}$ после усиления на усилителе $У_1$ поступает на отклоняющие пластины *4*, осуществляющие смещение луча в вертикальной плоскости. Этим самым луч устанавливается на кодированном квантованном уровне кодовой маски *5*, соответствующем входному сигналу. На отклоняющие пластины *3* подается пилообразное напряжение, вырабатываемое генератором пилообразного напряжения *Г*. Под действием этого напряжения осуществляется перемещение луча по кодовой маске *5* в горизонтальном направлении. Кодовая маска *5* размещается перед коллекторами и выполняется при двоичном кодировании так, как показано на рисунке. Коду единицы каждого разряда соответствует отверстие, открывающее доступ электронного луча на коллектор, коду нуля — материал, преграждающий лучу путь к коллектору. Коллекторы представляют собой электроды, нанесенные на внутреннюю поверхность колбы. Они располагаются вдоль разрядных дорожек позади кодовой маски и соединяются с выходными шинами.

В процессе развертки луча (перемещения в горизонтальном направлении) осуществляется считывание двоичного кода маски. На выходных шинах коллектора в тех разрядах, в которых считан код единицы, появляется сигнал. Длительность и частота развертки должны выбираться таким образом, чтобы за время считывания изменение напряжения $U_{вх}$ не превышало заданной погрешности.

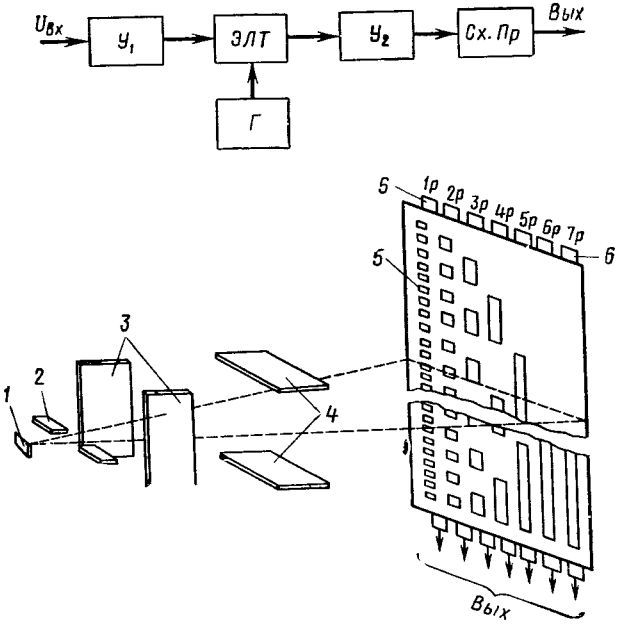


Рис. 8.64. Схема преобразователя на электроннолучевой трубке

Шаг квантования в преобразователи на ЭЛТ определяется шириной щели младшего разряда. Диаметр электронного луча считывания должен быть меньше ширины щели младшего разряда. В противном случае может произойти появление ложного импульса на коллекторе и, следовательно, искажение результата.

Выполнение кодовой маски в двоичном коде, как уже упоминалось при рассмотрении кодовых шкал, приводит к появлению больших ошибок на границах считывания. Следовательно, для упрощения ошибок считывания на границах необходимо применять кодовые маски, выполненные в циклическом или V-коде.

Кодовые сигналы на выходных шинах коллекторов достаточно маломощны и неодинаковы. Поэтому они сначала поступают на поразрядные усилители-формирователи $У_2$. С усилителей $У_2$ считанный код поступает на схему преобразования двоичного кода *Сх. Пр.* Структура этой схемы определяется избранным кодом на кодовой маске; параметры формируемых сигналов — типом устройства, на которое работает преобразователь.

ГЛАВА 9

ЦИФРО-АНАЛОГОВОЕ ПРЕОБРАЗОВАНИЕ

Цифро-аналоговое преобразование является процессом, обратным аналого-цифровому преобразованию. В аналого-цифровом преобразовании задача сводилась к квантованию непрерывно протекающего процесса и представления его последовательностью двоичных чисел для последующего автоматического ввода параметров в ЦВМ.

В цифро-аналоговом преобразовании возникает задача преобразования результатов вычислений ЦВМ в вид, удобный для последующего их использования в качестве сигналов, управляющих объектом, т. е. ставится задача формирования аппроксимирующего сигнала по появляющейся цифровой последовательности.

§ 9.1. СХЕМЫ С ВЕСОВЫМИ ИСТОЧНИКАМИ ПИТАНИЯ

Построение преобразователей весового типа основывается на том, что любое двоичное число $x_n x_{n-1} \dots x_0$ может быть представлено в виде суммы степеней двойки:

$$x_n\, x_{n-1} \dots x_0 = \sum_{i=0}^{n} x_i\, 2^i = 2^n x_n + 2^{n-1} x_{n-1} \dots + 2^0 x_0,$$

где x_i — 1 или 0; 2^i — коэффициент, определяющий вес цифры в числе.

Отсюда, если появляется необходимость преобразовать двоичный код числа в аналоговую величину (непрерывно изменяющееся электрическое напряжение или ток), то можно каждой единице числа поставить в соответствие напряжение или ток со своим весом, а затем провести их суммирование.

Простейшая схема трехразрядного цифро-аналогового преобразователя, реализующая метод суммирования весовых напряжений, изображена на рис. 9.1. Схема состоит из трех источников напряжения, пропорциональных степени двойки: $e_0 = 2^0 e$, $e_1 = 2^1 e$, $e_2 = 2^2 e$; внутренних сопротивлений r_0, r_1, r_2; сопротивления нагрузки $R_н$; поляризованных реле с преобладанием к нижнему контакту P_0, P_1, P_2. Реле управляются сигналом, соответствующим коду единицы. Если на управляющей обмотке реле появляется сигнал кода единицы, оно срабатывает (перебрасывается в верхнее положение) и подключает к выходу весо-

вое напряжение. В результате на выходе будет появляться сумма весовых напряжений, пропорциональная преобразуемому двоичному числу:

$$x_2\, x_1\, x_0 \rightarrow \sum_{i=0}^{2} x_i\, e_i.$$

Уравнение напряжения для выходной цепи n-разрядного преобразователя имеет вид

$$\sum_{i=0}^{n} x_i\, e_i - i\left(\sum_{i=0}^{n} x_i\, r_i + R_{\text{н}}\right) = 0,$$

откуда

$$i = \sum_{i=0}^{n} x_i\, e_i \Big/ \left(\sum_{i=0}^{n} x_i\, r_i + R_{\text{н}}\right).$$

Напряжение на нагрузочном сопротивлении

$$U_{\text{вых}} = iR_{\text{н}} = \left[R_{\text{н}} \Big/ \left(\sum_{i=0}^{n} x_i\, r_i + R_{\text{н}}\right)\right] \sum_{i=0}^{n} x_i\, e_i.$$

Отношение $R_{\text{н}} \Big/ \left(\sum_{i=0}^{n} x_i\, r_i + R_{\text{н}}\right)$ называют масштабным коэффициентом и обозначают через K_m. Тогда

$$U_{\text{вых}} = K_m \sum_{i=0}^{n} x_i\, e_i,$$

или, подставляя значения $e_i = 2^i e$, получаем окончательное выражение

$$U_{\text{вых}} = K_m\, e \sum_{i=0}^{n} x_i\, 2^i,$$

которое показывает, что напряжение на выходе $U_{\text{вых}}$ пропорционально преобразуемому двоичному числу: $\sum_{i=0}^{n} x_i 2^i = X$.

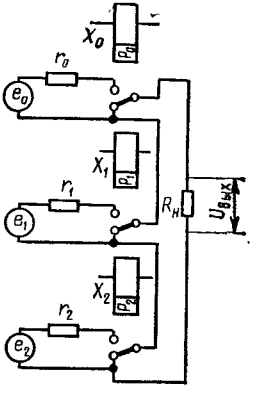


Рис. 9.1. Схема суммирования весовых напряжений

Точность преобразования в приведенной схеме определяется постоянством масштабного коэффициента K_m и стабильностью весовых напряжений.

Масштабный коэффициент K_m является функцией внутренних сопротивлений источников и сопротивления нагрузки: он с изменением числа не остается постоянным, с увеличением числа единиц в числе масштабный коэффициент уменьшается. Для повышения стабильности масштабного коэффициента необходимо брать источники с внутренним сопротивлением, пренебрежимо малым по отношению к сопротивлению нагрузки: $\sum_{i=0}^{n} x_i r_i \ll R_{\text{н}}$. В этом случае масштабный коэффициент мож-

но считать постоянным и равным единице. Тогда

$$U_{\text{вых}} = e \sum_{i=0}^{n} x_i 2^i.$$

Вместо поляризованных реле, используемых в рассматриваемой схеме в качестве переключателей, как и ранее, можно использовать электронные реле, в частности триггер. Переключатели в таких схемах с точки зрения точности должны обладать малым переходным сопротивлением при включении источника питания.

При включенном источнике питания переходное сопротивление $r_{\text{п}i}$ переключателя проявляется так же, как внутреннее сопротивление r_i источника питания. Следовательно, вместо r_i в уравнении для выходного напряжения можно поставить сумму $r_i + r_{\text{п}i}$. Отсюда замечания, сделанные в отношении внутреннего сопротивления источника питания, полностью относятся и к переходному сопротивлению переключателя (реле, триггера):

$$\sum_{i=0}^{n} (r_i + r_{\text{п}i}) \ll R_{\text{н}}.$$

§ 9.2. СХЕМЫ С ВЕСОВЫМИ СОПРОТИВЛЕНИЯМИ

Схема со взвешенными сопротивлениями выполняется на цепи сопротивлений R_i, величины которых подбираются пропорциональными весам цифр двоичного числа, т. е. пропорциональными степени двойки:

$$R_i = R/2^i.$$

При таком наборе

$$\sum_{i=0}^{n} \frac{1}{R_i} = \frac{2^0}{R} + \frac{2^1}{R} + \ldots + \frac{2^i}{R} + \ldots + \frac{2^n}{R} = \frac{1}{R}(2^{n+1} - 1).$$

Одна из таких схем приведена на рис. 9.2. Она состоит из двух источников напряжения E_1 и E_0 (в частном случае E_0 может равняться нулю), переключателей $П_0$, $П_1$, ..., $П_i$, ..., $П_n$ и весовых сопротивлений R_0, R_1, ..., R_i, ..., R_n. В исходном состоянии при коде нуля во всех разрядах двоичного числа переключатели находятся на нижнем контакте и, следовательно, все весовые сопротивления подключены к источнику E_0.

Если на преобразователь поступает двоичное число $X = \sum_i 2^i x_i$, в j-х разрядах которого находятся коды единицы, а в k-х — коды нулей, то j-е переключатели подключают соответствующие j-е весовые сопротивления к источнику E_1, а k-е переключатели подключают соответствующие k-е весовые сопротивления к источнику E_0. Эквивалентная схема для этого случая изображена на рис. 9.3.

Для сопротивлений R_j, параллельно подключенных к E_1, можно написать следующее равенство:

$$\sum_j \frac{1}{R_j} = \sum_j \frac{2^j}{R} = \frac{1}{R} \sum_j 2^j.$$

Но так как

$$\sum_j 2^j = \sum_i x_i 2^i = X,$$

то

$$\sum_j \frac{1}{R_j} = \frac{1}{R} X.$$

На основании последнего равенства можно сделать вывод, что сумма $\sum_j (1/R_j)$ в некотором масштабе $K_m (K_m = 1/R)$ является выражением преобразуемого числа X.

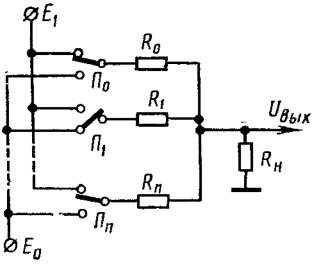


Рис. 9.2. Схема со взвешенными сопротивлениями

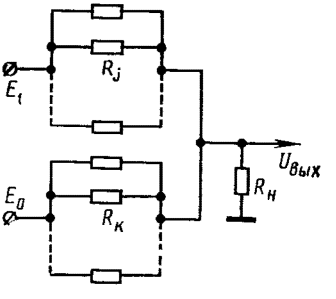


Рис. 9.3. Эквивалентная схема со взвешенными сопротивлениями

Поскольку

$$\sum_{i=0}^{n} \frac{1}{R_i} = \sum_j \frac{1}{R_j} + \sum_k \frac{1}{R_k},$$

то

$$\sum_k \frac{1}{R_k} = \sum_{i=0}^{n} \frac{1}{R_i} - \sum_j \frac{1}{R_j}.$$

Подставив значения слагаемых, получим

$$\sum_k \frac{1}{R_k} = \frac{1}{R} (2^{n+1} - 1 - X).$$

Покажем, что выходное напряжение схемы $U_{\text{вых}}$ пропорционально преобразуемому числу X.

На основании метода суперпозиции можно считать, что выходное напряжение схемы состоит из двух независимых составляющих:

$U_{\text{вых}1}$, обусловленного действием E_1 (при $E_0 = 0$), и $U_{\text{вых}0}$, обусловленного действием E_0 (при $E_1 = 0$):

$$U_{\text{вых}} = U_{\text{вых}1} + U_{\text{вых}0}.$$

Определим эти составляющие выходного напряжения.

1. $E_0 = 0$:

$$U_{\text{вых}1} = E_1 \frac{1 \Big/ \left(\frac{1}{R_{\text{н}}} + \sum_k \frac{1}{R_k}\right)}{1 \Big/ \sum_j \frac{1}{R_j} + 1 \Big/ \left(\frac{1}{R_{\text{н}}} + \sum_k \frac{1}{R_k}\right)} =$$

$$= E_1 \frac{\Big/ \left(\frac{1}{R_{\text{н}}} + \sum_k \frac{1}{R_k}\right)}{\left(\frac{1}{R_{\text{н}}} + \sum_j \frac{1}{R_j} + \sum_k \frac{1}{R_k}\right) \Big/ \left[\left(\frac{1}{R_{\text{н}}} + \sum_k \frac{1}{R_k}\right) \sum_j \frac{1}{R_j}\right]} =$$

$$= E_1 \frac{\sum_j \frac{1}{R_j}}{\frac{1}{R_{\text{н}}} + \sum_j \frac{1}{R_j} + \sum_k \frac{1}{R_k}}.$$

Поскольку в полученном выражении

$$\sum_j \frac{1}{R_j} + \sum_k \frac{1}{R_k} = \sum_{i=0}^{n} \frac{1}{R_i},$$

то, следовательно,

$$U_{\text{вых}1} = E_1 \frac{\sum_j \frac{1}{R_j}}{\frac{1}{R_{\text{н}}} + \sum_{i=0}^{n} \frac{1}{R_i}}.$$

2. $E_1 = 0$:

$$U_{\text{вых}0} = E_0 \frac{1 \Big/ \left(\frac{1}{R_{\text{н}}} + \sum_j \frac{1}{R_j}\right)}{1 \Big/ \sum_k \frac{1}{R_k} + 1 \Big/ \left(\frac{1}{R_{\text{н}}} + \sum_j \frac{1}{R_j}\right)}.$$

Проводя преобразования, аналогичные предыдущему, получим

$$U_{\text{вых}0} = E_0 \frac{\sum_k \frac{1}{R_k}}{\frac{1}{R_{\text{н}}} + \sum_{i=0}^{n} \frac{1}{R_i}}.$$

Выходное напряжение

$$U_{\text{вых}} = U_{\text{вых1}} + U_{\text{вых0}} = \frac{1}{\frac{1}{R_{\text{н}}} + \sum_{i=0}^{n} \frac{1}{R_i}} \left(E_1 \sum_j \frac{1}{R_j} + E_0 \sum_k \frac{1}{R_k} \right).$$

Подставив значения $\sum_{i=0}^{n} \frac{1}{R_i}$; $\sum_j \frac{1}{R_i}$ и $\sum_k \frac{1}{R_k}$, получим

$$U_{\text{вых}} = \frac{1}{1/R_{\text{н}} + (2^{n+1}-1)/R} \left[\frac{E_1}{R} X + \frac{E_0}{R} (2^{n+1} - 1 - X) \right] =$$

$$= \frac{(E_1 - E_0) X + (2^{n+1}-1) E_0}{R/R_{\text{н}} + 2^{n+1} - 1}.$$

Введем обозначения:

$$\frac{1}{R/R_{\text{н}} + 2^{n+1} - 1} = K_{m1}; \quad \frac{2^{n+1}-1}{R/R_{\text{н}} + 2^{n+1} - 1} = K_{m2}.$$

Тогда уравнение для $U_{\text{вых}}$ можно записать в виде

$$U_{\text{вых}} = K_{m1} (E_1 - E_0) X + K_{m2} E_0.$$

Это уравнение показывает, что выходное напряжение схемы $U_{\text{вых}}$ действительно линейно зависит от преобразуемого числа.

В частном случае при $E_0 = 0$

$$U_{\text{вых}} = K_{m1} E_1 X. \tag{9.1}$$

Суммарная погрешность $\Delta U_{\text{вых}}$ выходного напряжения может быть определена, если известны первичные погрешности, путем подсчета полного дифференциала, равного сумме частных дифференциалов.

Рассмотрим точность работы схемы для случая, когда $E_0 = 0$:

$$\Delta U_{\text{вых}} = \frac{\partial U_{\text{вых}}}{\partial E_1} \Delta E_1 + \frac{\partial U_{\text{вых}}}{\partial R_{\text{н}}} \Delta R_{\text{н}} + \frac{\partial U_{\text{вых}}}{\partial R} \Delta R,$$

где ΔE_1 — погрешность, вызванная нестабильностью питающего напряжения E_1; $\Delta R_{\text{н}}$ и ΔR — погрешности, вызванные нестабильностью и разбросом сопротивлений.

Рассмотрим эти погрешности в отдельности.

Погрешность из-за нестабильности источника питания E_1 может быть определена путем дифференцирования уравнения (9.1) по E_1:

$$\Delta U_{\text{вых}E_1} = \frac{X R_{\text{н}}}{R + (2^{n+1} - 1) R_{\text{н}}} \Delta E_1. \tag{9.2}$$

Относительная приведенная погрешность

$$\delta U_{\text{вых}} = \Delta U_{\text{вых}E_1} / U_{\text{вых max}}. \tag{9.3}$$

Максимальное значение выходного напряжения (9.1) будет при максимальном значении декодируемого числа, т. е. при $X = 2^{n+1} - 1$:

$$U_{\text{вых max}} = \frac{(2^{n+1} - 1) R_{\text{н}} E_1}{R + (2^{n+1} - 1) R_{\text{н}}}. \tag{9.4}$$

Подставив значения (9.2) и (9.4) в (9.3), получим

$$\delta U_{\text{вых}} = \frac{\Delta E_1}{E_1} \frac{X}{(2^{n+1}-1)}. \tag{9.5}$$

Данное выражение показывает, что с увеличением декодируемого числа относительная погрешность растет; ее максимальное значение

$$\delta U_{\text{вых max}} = \Delta E_1 / E_1. \tag{9.6}$$

Погрешность из-за нестабильности сопротивления нагрузки определяется аналогично:

$$\Delta U_{\text{вых } R_{\text{н}}} = \frac{\partial U_{\text{вых}}}{\partial R_{\text{н}}} \Delta R_{\text{н}} = \frac{XRE_1}{[R + (2^{n+1}-1)R_{\text{н}}]^2} \Delta R_{\text{н}}. \tag{9.7}$$

Относительная приведенная погрешность

$$\delta U_{\text{вых } R_{\text{н}}} = \frac{\Delta U_{\text{вых } R_{\text{н}}}}{U_{\text{вых max}}} = \frac{R}{[R + (2^{n+1}-1)\,R_{\text{н}}]} \frac{X}{(2^{n+1}-1)} \frac{\Delta R_{\text{н}}}{R_{\text{н}}}. \tag{9.8}$$

Соответственно максимальная относительная погрешность

$$\delta U_{\text{вых } R_{\text{н}} \text{max}} = \frac{R}{[R + (2^{n+1}-1)\,R_{\text{н}}]} \frac{\Delta R_{\text{н}}}{R_{\text{н}}}. \tag{9.9}$$

Погрешность выходного напряжения, вызванная отклонением весовых сопротивлений от расчетных, определяется как сумма, учитывающая отклонение каждого весового сопротивления в отдельности.

Суммарная погрешность с учетом отклонения всех весовых сопротивлений

$$\Delta U_{\text{вых } R_{\text{к}}} = E_1 \frac{(n+1)\,R_{\text{н}}\,\Delta R X}{[R \pm \Delta R + (2^{n+1}-1)\,R_{\text{н}}]^2}. \tag{9.10}$$

При этом предполагается, что отклонение ΔR во всех разрядах одинаково и учитывается только вес.

Относительная погрешность за счет отклонения весовых сопротивлений

$$\delta U_{\text{вых } R_{\text{к}}} = \frac{(n+1)\,X}{2^{n+1}-1} \frac{\Delta R}{[R \mp \Delta R\,(2^{n+1}-1)\,R_{\text{н}}]}. \tag{9.11}$$

Погрешность в выходном напряжении из-за наличия сопротивления контактов переключателей проявляется аналогично отклонению весовых сопротивлений и может быть подсчитана по формулам (9.10) и (9.11). Но при этом необходимо величину сопротивления контактов каждого переключателя приводить к значению $\Delta R_{\text{н}}$ с учетом веса разрядного сопротивления.

Масштабный коэффициент в уравнении (9.1) зависит от числа разрядов преобразуемого двоичного числа. С увеличением разрядности коэффициент уменьшается и, следовательно, уменьшается амплитуда выходного напряжения. Кроме того, зависимость масштабного коэффициента от сопротивления, как уже было показано, приводит к понижению точности выходного напряжения. Эти недостатки могут быть устранены совместным использованием весовых сопротивлений и усилителя постоянного тока.

§ 9.3. СХЕМЫ С УСИЛИТЕЛЕМ ПОСТОЯННОГО ТОКА

Усилитель постоянного тока с глубокой отрицательной обратной связью широко используется в качестве вычислительного устройства машин непрерывного действия и, в частности, в качестве суммирующего элемента. Суммирующий усилитель с весовыми сопротивлениями на входе позволяет осуществлять преобразование цифрового кода в напряжения. Чтобы убедиться в этом, рассмотрим схему, изображенную на рис. 9.4.

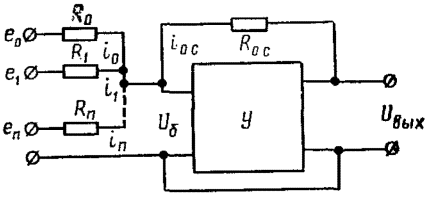


Рис. 9.4. Принципиальная электрическая схема преобразователя на основе суммирующего усилителя с весовыми сопротивлениями на входе

Предполагая, что входное сопротивление усилителя достаточно велико, можно считать, что ток обратной связи

$$i_{o.c} = i_0 + i_1 + \ldots + i_n. \qquad (9.12)$$

На основании закона Кирхгофа

$$\begin{aligned} e_0 &= R_0 i_0 + R_{o.c} i_{o.c} + U_{вых};\\ e_1 &= R_1 i_1 + R_{o.c} i_{o.c} + U_{вых};\\ &\ldots\ldots\ldots\\ e_n &= R_n i_n + R_{o.c} i_{o.c} + U_{вых} \end{aligned}$$

и

$$-U_{вых} = kU_б = k(R_{o.c} i_{o.c} + U_{вых}),$$

где $U_б$ — напряжение на входе усилителя.

Определяя значения токов, получим

$$\begin{aligned} i_0 &= (e_0 - U_{вых} - R_{o.c} i_{o.c})/R_0;\\ i_1 &= (e_1 - U_{вых} - R_{o.c} i_{o.c})/R_1;\\ &\ldots\ldots\ldots\\ i_n &= (e_n - U_{вых} - R_{o.c} i_{o.c})/R_n;\\ i_{o.c} &= -\frac{1+k}{R_{o.c}\,k} U_{вых}. \end{aligned}$$

Подставив полученные значения токов в (9.12), получим

$$-\frac{1+k}{R_{o.c}k}\,U_{вых} = \frac{e_0 - U_{вых} - R_{o.c} i_{o.c}}{R_0} + \frac{e_1 - U_{вых} - R_{o.c} i_{o.c}}{R_1} + \ldots + \frac{e_n - U_{вых} - R_{o.c} i_{o.c}}{R_н},$$

откуда

$$-\frac{1+k}{k}\,U_{вых} = R_{o.c}\left[\frac{e_0}{R_0} + \frac{e_1}{R_1} + \ldots + \frac{e_n}{R_н} - (U_{вых} + R_{o.c} i_{o.c})\left(\frac{1}{R_0} + \frac{1}{R_1} + \ldots + \frac{1}{R_n}\right)\right].$$

Учитывая, что

$$U_{\text{вых}} + R_{\text{о.с}} i_{\text{о.с}} = -U_{\text{вых}}/k,$$

получим

$$-\frac{1-k}{k} U_{\text{вых}} = R_{\text{о.с}} \left[\frac{e_0}{R_0} + \frac{e_1}{R_1} + \ldots + \frac{e_n}{R_{\text{н}}}\right] + \\ + \frac{U_{\text{вых}}}{k} \left[\frac{1}{R_0} + \frac{1}{R_1} + \ldots + \frac{1}{R_{\text{н}}}\right]. \qquad (9.13)$$

При построении усилителя со сравнительно большим коэффициентом усиления k ($k \gg 1$) с достаточной степенью точности можно считать, что

$$(1+k)/k = 1/k + 1 = 1;$$

$$\frac{U_{\text{вых}}}{k} \left(\frac{1}{R_0} + \frac{1}{R_1} + \ldots + \frac{1}{R_{\text{н}}}\right) = 0.$$

Учитывая отмеченное, уравнение (9.13) запишем в виде

$$U_{\text{вых}} = -R_{\text{о.с}} \left(\frac{e_0}{R_0} + \frac{e_1}{R_1} + \ldots + \frac{e_n}{R_{\text{н}}}\right). \qquad (9.14)$$

Поскольку усилитель обладает большим входным сопротивлением и не оказывает влияния на входную цепь, то сопротивление нагрузки в уравнении (9.14) не фигурирует и, следовательно, ее колебание не оказывает влияния на точность.

Выражение (9.14) показывает, что выходное напряжение усилителя определяется тремя параметрами: сопротивлением цепи обратной связи $R_{\text{о.с}}$, сопротивлением входных цепей R_0, R_1, ..., R_n и напряжениями источников питания.

В соответствии с этим такая схема может использоваться в трех вариантах.

Вариант 1: $R_{\text{о.с}} = \text{const}$; $R_0 = R_1 = \ldots = R_n = R = \text{const}$; а $e_0 = 2^0 e$; $e_1 = 2^1 e$, ..., $e^n = 2^n e$, т. е. амплитуды входных напряжений имеют весовые уровни, пропорциональные степеням двойки. Наличие весового уровня напряжения $e_i = 2^i e$ выражает код единицы в i-м разряде числа, отсутствие — код нуля.

Для такой схемы уравнение (9.14) запишется так:

$$U_{\text{вых}} = -\frac{R_{\text{о.с}}}{R} \sum_{i=0}^{n} e_i = -e \frac{R_{\text{о.с}}}{R} \sum_{i=0}^{n} 2^i x_i;$$

$$x_i = 0 \text{ или } x_i = 1.$$

Но так как $\sum_{i=0}^{n} 2^i x_i$ есть преобразуемое число, то

$$U_{\text{вых}} = -e \frac{R_{\text{о.с}}}{R} X.$$

Вариант 2: $R_{\text{о.с}} = \text{const}$, $e_0 = e_1 = \ldots = e_n = \text{const}$, а $R_0 = R/2^0$; $R_1 = R/2^1$; ...; $R_n = R/2^n$, т. е. величины сопротивлений на входе усилителя имеют веса, пропорциональные степеням двойки. Включение цепи i-го сопротивления на входе выражает код единицы в i-м разряде преобразуемого числа, отключение — код нуля:

$$U_{\text{вых}} = -R_{\text{о.с}} e \sum_{i=0}^{n} \frac{1}{R_i} = -R_{\text{о.с}} e \frac{1}{R} \sum_{i=0}^{n} 2^i x^i.$$

Вариант 3. Схема этого варианта изображена на рис. 9.5. На вход усилителя через сопротивление R подается постоянное напряжение e (R = const, e = = const). Сопротивление $R_{\text{о.с}}$ цепи обратной связи разбивается на сумму сопротивлений, имеющих весовые значения, пропорциональные степеням двойки:

$$R_{\text{о.с}} = 2^n R'_{\text{о.с}} + \ldots + 2^1 R'_{\text{о.с}} + 2^0 R'_{\text{о.с}} = R_{\text{о.с}n} + \ldots + R_{\text{о.с}1} + R_{\text{о.с}0}.$$

Каждое весовое сопротивление $2^i R'_{\text{о.с}}$ включается в цепь обратной связи или закорачивается переключателем в зависимости от того, имеется ли в данном i-м разряде преобразуемого двоичного числа код единицы или нуля. Переключатели управляются сигналами кодов разрядов. Если код разряда — единица, то соответствующий контакт разомнут, если код разряда — нуль, то соответствующий контакт замкнут. В результате такого управления переключателями результирующее сопротивление в цепи обратной связи оказывается пропорциональным преобразуемому числу X.

Отсюда

$$U_{\text{вых}} = -\frac{e}{R}\sum_{i=0}^{n} 2^i R'_{\text{о.с}} x_i = -e\frac{R'_{\text{о.с}}}{R}\sum_{i=0}^{n} 2^i x_i = -e\frac{R'_{\text{о.с}}}{R}X.$$

Во всех трех случаях точность преобразования будет определяться первичными погрешностями, являющимися следствием нестабильности питающего напряжения e, нестабильности и разброса сопротивлений R и $R_{\text{о.с}}$.

Суммарная абсолютная погрешность выходного напряжения может быть найдена так же как и в предыдущем случае, путем подсчета полного дифференциала функции, равного сумме частных дифференциалов.

При вычислении частных дифференциалов для каждого из вариантов схем необходимо учитывать наличие весовых значений параметров:

для варианта 1

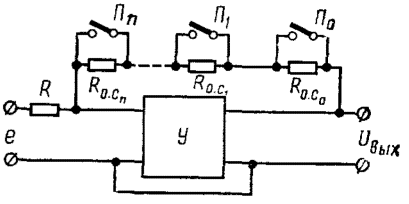


Рис. 9.5. Принципиальная электрическая схема преобразователя на основе усилителя с весовыми сопротивлениями в цепи обратной связи

$$\Delta U_{\text{вых}} = \sum_{i=0}^{n}\frac{\partial U_{\text{вых}}}{\partial e_i}\Delta e_i + \frac{\partial U_{\text{вых}}}{\partial R}\Delta R + \frac{\partial U_{\text{вых}}}{\partial R_{\text{о.с}}}\Delta R_{\text{о.с}},$$

для варианта 2

$$\Delta U_{\text{вых}} = \frac{\partial U_{\text{вых}}}{\partial e}\Delta e + \sum\frac{\partial U_{\text{вых}}}{\partial R_i}\Delta R_i + \frac{\partial U_{\text{вых}}}{\partial R_{\text{о.с}}}\Delta R_{\text{о.с}};$$

для варианта 3

$$\Delta U_{\text{вых}} = \frac{\partial U_{\text{вых}}}{\partial e}\Delta e + \frac{\partial U_{\text{вых}}}{\partial R}\Delta R + \sum_{i=0}^{n}\frac{\partial U_{\text{вых}}}{\partial R'_{\text{о.с}i}}\Delta R'_{\text{о.с}i},$$

Сравнивая рассмотренные методы, можно сделать вывод, что с точки зрения реализации варианты 2 и 3 оказываются более простыми, так как требуют набора пассивных элементов (сопротивлений). Однако с точки зрения точности вариант 1 схемы имеет преимущества. Если в схемах вариантов 2 и 3 точность обычно не превышает 5—6 двоичных разрядов, то в варианте 1 схемы за счет соответствующего построения весовых источников точность может быть выше.

§ 9.4. СХЕМЫ С СУММИРОВАНИЕМ ТОКОВ

Схема преобразователя, основанная на суммировании токов, так же как и предыдущие схемы, выполняется на весовых сопротивлениях. Однако в отличие от ранее рассмотренных схем весовое сопротивление каждого разряда записывается от своего источника тока. Рассмотрим

построение и работу такой схемы на примере пятиразрядного преобразователя, изображенного на рис. 9.6. Она состоит из стабилизаторов тока $Ст_i$, весовых сопротивлений $R_i = 2^i R$ и переключателей $П_i$. Положение переключателей определяется значениями цифр преобразуемого двоичного числа. Коду единицы соответствует включение правой цепочки сопротивлений, коду нуля — левой.

Напряжения на выходе $U_{вых}$ схемы определяются как разность потенциалов в точках A и B:

$$U_{вых} = U_A - U_B.$$

Потенциал точки A определяется наличием нулей в преобразуемом двоичном числе.

Для случая, когда во всех разрядах преобразуемого числа стоят нули $X_0 = 00000$, все переключатели находятся на левых контактах и потенциал точки A определяется как:

$$U_A = E - (I_0 R + I_1 2R + I_2 4R + I_3 8R + I_4 16R).$$

Если все стабилизаторы тока обеспечивают выдачу равных токов I:

$$I = I_0 = I_1 = I_2 = I_5 = I_6,$$

то выражение для потенциала точки A принимает вид

$$U_A = E - IR \sum_{i=0}^{4} 2^i = E - 31IR.$$

Потенциал точки B для этого случая будет равен напряжению источника питания: $U_B = E$.

Для чисел, отличных от нуля, т. е. имеющих различные комбинации единиц и нулей в разрядах, положение переключателей соответственно изменится, что может быть учтено, как и обычно, введением множителя $x_i = 0$ или 1, выражающего код цифры i-го разряда двоичного числа $X = x_4 x_3 x_2 x_1 x_0$.

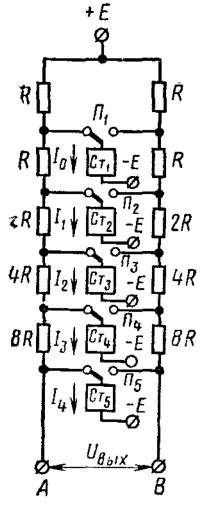


Рис. 9.6. Схема с суммированием токов

В этом случае потенциал точки A увеличится на величину, пропорциональную двоичному числу:

$$U_A = E - 31IR + (2^0 x_0 IR + 2^1 x_1 IR + 2^2 x_2 IR + + 2^3 x_3 IR + 2^4 x_4 IR) = E - 31IR + IR \sum_{i=0}^{4} 2^i x_i = = E - 31IR + IRX. \quad (9.15)$$

Потенциал точки B соответственно уменьшится на величину, пропорциональную преобразуемому двоичному числу:

$$U_B = E - IRX. \quad (9.16)$$

Отсюда выходное напряжение

$$U_{вых} = U_A - U_B = 2XIR - 31IR.$$

Обозначив $2IR = K_{m1}$; $31IR = K_{m2}$, получим

$$U_{вых} = K_{m1} X - K_{m2}.$$

Данное уравнение показывает, что выходное напряжение $U_{вых}$ линейно зависит от преобразуемого числа X.

Величины масштабных коэффициентов K_{m1} и K_{m2} в полученном выражении справедливы только для рассмотренной схемы преобразователя на пять разрядов.

В общем случае при преобразовании n-разрядного двоичного числа формулы (9.15) и (9.16) приобретают вид:

$$U_A = E - (2^n - 1)\, IR + IR \sum_{i=0}^{n} 2^i x_i;$$

$$U_B = E - IR \sum_{i=0}^{n} 2^i x_i.$$

Следовательно, выходное напряжение

$$U_{вых} = U_A - U_B = 2IR \sum_{i=0}^{n} 2^i x_i - (2^n - 1)\, IR.$$

Учитывая, что $\sum_{i=0}^{n} 2^i x_i = X$, и обозначая

$$2IR = K_{m1} \text{ и } (2^{n-1} - 1)\, IR = K_{m2},$$

получим

$$U_{вых} = K_{m1} X - K_{m2}.$$

Точность преобразования по рассмотренной схеме, как видно из последнего выражения, определяется степенью равенства всех питающих токов между собой, разбросом весовых сопротивлений относительно расчетных, а также стабильностью токов и сопротивлений.

Суммарная погрешность выходного напряжения

$$\Delta U_{вых} = \sum_{i=0}^{n} \frac{\partial U_{вых}}{\partial R_i}\, \Delta R_i + \frac{\partial U_{вых}}{\partial I_i}\, \Delta I_i,$$

где ΔR_i — погрешность весового сопротивления, ΔI_i — погрешность питающего тока.

§ 9.5. СХЕМЫ НА СОПРОТИВЛЕНИЯХ ДВУХ НОМИНАЛОВ

Все рассмотренные выше схемы весового типа строились на наборе элементов, веса которых были пропорциональны весам разрядов преобразуемого двоичного числа. Однако соответствующим построением схем можно добиться получения того же результата путем использования источников питания одного уровня и набора сопротивлений всего двух уровней. При этом количество источников питания должно быть равным количеству разрядов преобразуемого двоичного числа, а сопротивления должны образовывать делитель так, чтобы сигнал от каждого источника питания на выходе имел вес, пропорциональный соответствующему разряду числа. Такие преобразователи могут

строиться на использовании как источников тока, так и источников напряжения.

Схема преобразователя с использованием источников тока изображена на рис. 9.7. Она состоит из однотипных источников тока I_i, имеющих пренебрежимо малое внутреннее сопротивление, сопротивлений двух номиналов R и $2R$ и переключателей $П_i$. Замыкание переключателя $П_i$ производится в случае, если в данном i-м разряде преобразуемого числа появляется код единицы; если же в i-м разряде появляется код нуля, переключатель остается разомкнутым.

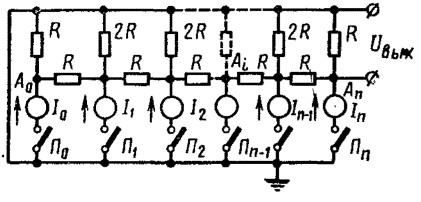


Рис. 9.7. Принципиальная электрическая схема преобразователя с использованием источников тока

Сопротивления, образующие сетку, подключаются к источникам тока таким образом, что нагрузка на любой внутренний источник (от $i = 1$ до $i = n - 1$) равна $2R$ слева, справа и сверху. Следовательно, суммарная нагрузка R_i на каждый внутренний источник питания

$$\frac{1}{R_i} = \frac{1}{2R} + \frac{1}{2R} + \frac{1}{2R} = \frac{3}{2R},$$

откуда

$$R_i = 2R/3.$$

Определение сопротивления нагрузки на внутренние источники тока легко провести по схеме, изображенной на рис. 9.8.

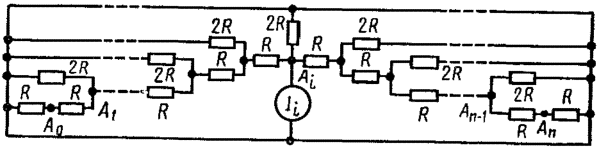


Рис. 9.8. Эквивалентная схема нагрузочных сопротивлений на внутренние источники тока

Определение сопротивления нагрузки на самый левый источник тока, соответствующий нулевому разряду (x_0), можно провести по схеме, изображенной на рис. 9.9, *а*: $\frac{1}{R_0} = \frac{1}{R} + \frac{1}{2R}$ или $R_0 = \frac{2}{3}R$.

Сопротивление нагрузки на самый правый источник тока, соответствующий старшему разряду двоичного числа (x_n), можно определить по схеме, изображенной на рис. 9.9, *б*:

$$\frac{1}{R_n} = \frac{1}{R} + \frac{1}{2R} = \frac{3}{2R} \quad \text{или} \quad R_n = \frac{2}{3}R.$$

На основании этого рассмотрения можно сделать вывод, что все ступени схемы нагружены одинаковыми сопротивлениями. Падение напряжения E в каждой ступени схемы на этой нагрузке от своего источника питания

$$E_i = \frac{2}{3} R I_i.$$

Если выходное напряжение снимается с нагрузки последней ступени, как это сделано в схеме рис. 9.7, то падение напряжения на этой нагрузке E_n от источника тока I_n целиком проходит на выход.

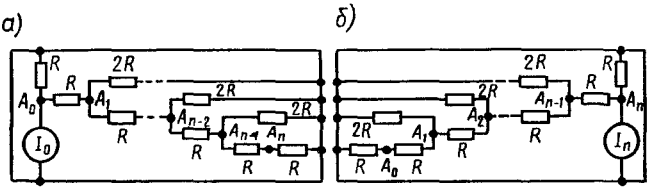


Рис. 9.9. Эквивалентная схема нагрузочных сопротивлений на крайние источники тока

Падение напряжения в предыдущей ступени E_{n-1} проходит на выход через делитель $(R + R)$, т. е. делясь пополам. Падение напряжения $(n - 2)$-й ступени проходит на выход, делясь на четыре. Следовательно, падение напряжения в i-й ступени E_i, проходя на выход, делится на $2^{(n-i)}$. Отсюда выходное напряжение, возникающее под действием источников токов всех ступеней,

$$E_{\text{вых}} = \frac{E_0}{2^n} + \frac{E_1}{2^{n-1}} + \ldots + \frac{E_i}{2^{n-i}} + \ldots + \frac{E_n}{2^0}.$$

Если двоичное число X может быть записано как

$$X = x_n \cdot 2^n + x_{n-1} \cdot 2^{n-1} + \ldots + x_1 \cdot 2^1 + x_0 \cdot 2^0,$$

то, учитывая включение или выключение каждого источника тока множителем x_i ($x_i = 1$ или $x_i = 0$), уравнение напряжения на выходе можно записать в виде

$$E_{\text{вых}} = \frac{E_0}{2^n} \cdot x_0 + \frac{E_1}{2^{n-1}} x_1 + \ldots + \frac{E_i}{2^{n-i}} x_i +$$

$$+ \frac{E_n}{2^0} x_n = \frac{2}{3} RI \frac{1}{2^n} (x_0 2^0 + x_1 2^1 + \ldots + x_i 2^i + \ldots + x_n 2^n) =$$

$$= \frac{2}{3} RI \frac{1}{2^n} X; \quad (I_0 = I_1 = \ldots = I_n = I).$$

Это уравнение показывает, что выходное напряжение линейно зависит от преобразуемого числа X. Точность преобразования будет опре-

деляться стабильностью масштабного коэффициента

$$K_m = \frac{2}{3} RI \frac{1}{2^n}.$$

Стабильность последнего зависит в свою очередь от стабильности токов и их равенства между собой и стабильности сопротивлений R и $2R$ и их разброса.

Сетки сопротивлений двух номиналов могут использоваться и совместно с источниками напряжений. Одна из таких сеток показана на рис. 9.10. Для рассматриваемой схемы нагрузочное сопротивление для каждого источника напряжения будет $3R/2$.

Напряжение $U_к$ между землей и точкой k, обусловленное только источником E_k,

$$U_k = E_k \frac{R/2}{R + R/2} = \frac{E_k}{3}.$$

В каждом внутреннем узле справа от точки k это напряжение поделится на два.

Напряжение U_{n-1} между землей и точкой $n-1$, обусловленное только величиной E_k, выражается как

$$U_{n-1} = \frac{U_k}{2^{n-1-k}} = \frac{E_k}{3} \cdot \frac{1}{2^{n-1-k}}.$$

Зная напряжение U_{n-1}, легко подсчитать напряжение на выходе, обусловленное включением E_k источника, т. е.

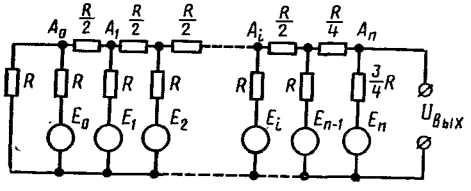


Рис. 9.10. Принципиальная электрическая схема преобразователя с использованием источников напряжения

$$E_{\text{вых}\,E_k} = \frac{U_{n-1}(3R/4)}{3R/4 + R/4} =$$

$$= U_{n-1} \cdot \frac{3}{4} = \frac{E_k}{4} \cdot \frac{1}{2^{n-1-k}}.$$

Напряжение на выходе, обусловленное n-источником, равняется E_n:

$$E_{\text{вых}E_n} = \frac{E_n\, 3R/4}{3R/4 + 3R/4} = \frac{1}{2} E_n.$$

Выходное напряжение, обусловленное всеми источниками, может быть найдено простым суммированием результатов воздействия каждого источника в отдельности, т. е. от $k = 0$ до $k = n$:

$$E_{\text{вых}} = \frac{1}{4}\left(\frac{E_0}{2^{n-1}} + \frac{E_1}{2^{n-2}} + \ldots + \frac{E_n}{2^1}\right) =$$

$$= \frac{1}{2^{n+1}}(E_0 + 2^1 E_1 + \ldots + 2^n E_n) = \frac{1}{2^{n+1}} \sum_{k=0}^{n} E_k \cdot 2^k.$$

Данное выражение позволяет получать выходное напряжение, пропорциональное преобразуемому двоичному числу $N = x_n x_{n-1} \ldots x_0$.

Если все источники напряжения E_k имеют уровень, равный E, и включаются в зависимости от того, есть ли в данном разряде единица или нет, то выходное напряжение будет пропорционально преобразуемому числу:

$$E_{\text{вых}} = \frac{E}{2^{n+1}}(x_n \cdot 2^n + x_{n-1} \cdot 2^{n-1} + \ldots + x_0).$$

§ 9.6. ПРЕОБРАЗОВАНИЕ ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНЫХ ДВОИЧНЫХ КОДОВ В НАПРЯЖЕНИЕ

Во всех предыдущих случаях рассматривалось преобразование двоичного числа в напряжение в предположении, что двоичное число поступает в параллельном коде. Если же преобразуемое число посту-

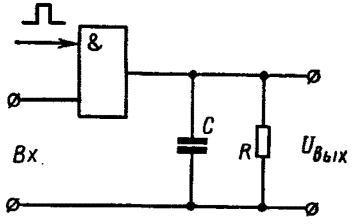


Рис. 9.11. Схема преобразования с запоминающей емкостью

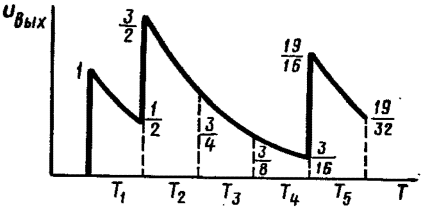


Рис. 9.12. График напряжений на выходе

пает в последовательном коде, т. е. поразрядно, то, для того чтобы использовать ранее рассмотренные схемы преобразования, число необходимо перевести в параллельный код. Для этого, например, можно использовать регистр последовательно-параллельного действия.

Преобразование числа, поступающего в последовательном коде, можно провести и не переходя к параллельному коду. Но при этом приходится переходить к запоминанию результата преобразования весовых напряжений, пропорциональных кодам соответствующих разрядов. Такое запоминание осуществляется на запоминающей емкости. Принципиальная схема преобразователя с запоминающей емкостью изображена на рис. 9.11.

Преобразуемое число, поступающее на вход в последовательном коде младшим разрядом вперед, попадает на управляющий вход схемы *И*. На основной вход этой схемы поступают синхронно с тактами числа калиброванные по амплитуде и длительности прямоугольные импульсы. Эти импульсы проходят на выход вентиля, если в данном разряде имеется код единицы, и не проходят на выход, если в данном разряде имеется код нуля. Таким образом, на выходе вентиля появляется тот же последовательный двоичный код числа, но представленный калиброванными импульсами. Далее импульсы поступают на емкость C, заряжая ее.

Для правильной работы схемы длительность тактов T между разрядами должна быть постоянной, а RC-контур должен иметь постоянную времени $\tau = RC$ такой, чтобы за время T емкость разряжалась наполовину. Рассмотрим работу такого преобразователя на примере преобразования $X = 10011$ (рис. 9.12).

Импульс, соответствующий коду единицы младшего разряда, заряжает емкость до напряжения, равного 1. До момента поступления кода следующей цифры, за время такта T, емкость разряжается до 1/2. Поступивший следующий импульс кода единицы увеличивает вновь заряд емкости на единицу, т. е. он становится раным 3/2. За второй такт емкость разрядится наполовину, т. е. до значения 3/4 и т. д. Суммарный заряд емкости после пяти тактов окажется равным

$$U_{\text{вых}} = \left\{\left\{\left[\left(\frac{1}{2}U + 1\cdot U\right)\cdot\frac{1}{2} + 0\cdot U\right]\frac{1}{2} + 0\cdot U\right\} + 1\cdot U\right\}\cdot\frac{1}{2} = \frac{19}{2^5}U = \frac{U}{2^5}X.$$

Или, введя масштабный коэффициент $K_m = U/2^5$, получим

$$U_{\text{вых}} = K_m X.$$

Это выражение показывает, что напряжение на выходе после пятого такта пропорционально преобразуемому числу X^5. Данную формулу можно распространить и на более общий случай n-разрядного числа. Важно выходное напряжение снимать в строго фиксированный момент времени (тотчас после последнего такта). В противном случае результат будет неверен. Точность работы схемы будет определяться постоянством R и C, а также калибровкой временных импульсов.

§ 9.7. ПРЕОБРАЗОВАНИЕ ЦИФРОВОГО КОДА В УГОЛ ПОВОРОТА

Схемы с обратной связью. На рис. 9.13 изображена схема преобразования числа в угол поворота вала. Число A, которое требуется преобразовать, поступает на один из входов вычитателя. На второй вход поступает число B с преобразователя, характеризуя действительное положение выходного вала. В вычитателе определяется разность по-

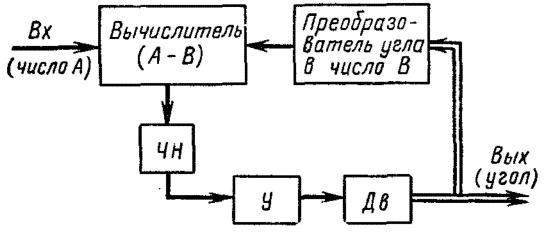


Рис. 9.13. Структурная схема преобразователя цифрового кода и угол поворота

ступивших чисел A — B, которая будет выражать собой несоответствие углового положения выходного вала числу, выданному машиной. Следующее устройство преобразует эту разность в электрический сигнал, который после усиления по напряжению и мощности поступает на исполнительный двигатель. Вал исполнительного двигателя начинает вращаться, изменяя угловое положение выходного вала и вала преобразователя угла в число таким образом, чтобы свести к минимуму величину разности A — B.

В качестве преобразователя угла в число в данной схеме может быть использован один из рассмотренных выше преобразователей. Не останавливаясь на усилителе и двигателе, которые аналогичны используемым в следующих системах, рассмотрим работу вычитателя и дешифратора. Вычислитель служит для определения разности поступивших на его входы чисел A и B и направления наикратчайшей отработки этой разности.

При определении разности и направления отработки рассогласования могут возникнуть четыре случая, изображенные соответственно на рис. 9.14, *а*, *б*, *в*, *г*.

В первом случае разность между требуемыми и действительными угловыми положениями вала менее 180° и положительна. Для отработки этой разности следящий вал B должен двигаться против часовой стрелки.

Во втором случае разность также менее 180°, но отрицательна, и следящий вал должен отрабатывать ее, вращаясь по часовой стрелке.

В третьем случае угол B больше A, разность A — B отрицательна, и следящий вал должен отрабатывать ее, двигаясь по наикратчайшему расстоянию, т. е. против часовой стрелки.

В четвертом случае разность A — B больше 180°, но положительна, и для отработки рассогласования по наикратчайшему пути следящий вал должен сдвигаться по часовой стрелке.

Таким образом, в первом и третьем случаях следящий вал, отрабатывая рассогласования, должен двигаться против часовой стрелки, а во втором и четвертом случаях — по часовой стрелке.

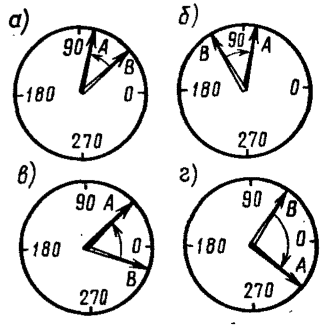


Рис. 9.14. Четыре случая рассогласования

Эти условия легко выполнить, если числа A и B будут поступать в вычислитель в прямом коде, а их разность будет вырабатываться в обратном коде.

Действительно, если разность A — B будет всегда вырабатываться в обратном коде, то для первого и третьего случаев она будет иметь вид

$$A - B = x_{n-1}\, x_{n-2} \ldots x_0 = 0 \cdot x_{n-2} \ldots x_0.$$

Так как в первом случае разность меньше половины оборота и положительна, то в старшем разряде числа стоит нуль, а в третьем слу-

чае разность больше половины, но отрицательна, и, значит, в старшем разряде обратного кода также будет стоять нуль.

Для двух других случаев разность эта будет иметь вид

$$A - B = 1x_{n-2} \ldots x_0,$$

т. е. в старшем разряде разности стоит единица, во втором случае разность меньше половины и отрицательна, следовательно, в обратном коде в старшем разряде будет единица; в четвертом случае разность больше половины и положительна, следовательно, в старшем разряде также будет единица.

Выражение разности в обратном коде дает возможность определять направление отработки рассогласования по цифре ее старшего разряда. Наличие нуля в старшем разряде разности говорит о необходимости отработки рассогласования против часовой стрелки, а наличие единицы — по часовой стрелке. Функции выработки соответствующего управляющего сигнала на двигатель лежат на дешифраторе и усилителе. Одна из схем дешифратора изображена на рис. 9.15.

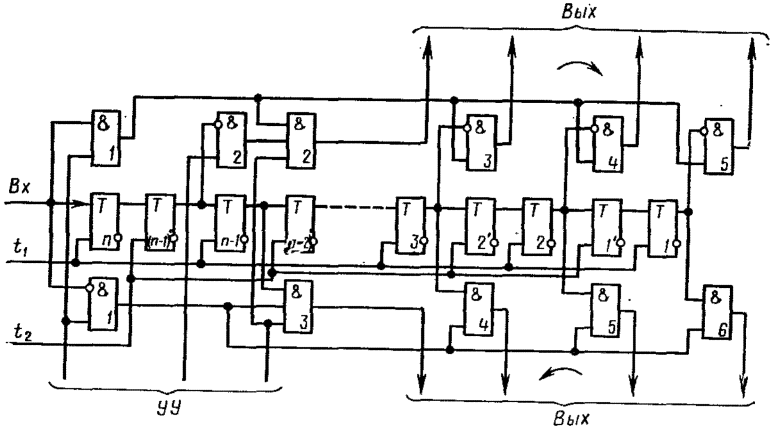


Рис. 9.15. Схема дешифратора разности, выполненная на феррит-транзисторных ячейках

Дешифратор состоит из триггерного регистра, содержащего $2n - 1$ триггеров, схем совпадения $И_1$, $И_2$, $И_3$, $И_4$, $И_5$, $И_6$, схем запрета *1*, *2*, *3*, *4*, *5*.

Работа всей системы синхронизируется импульсами t_1 и t_2. Числа A и B в рассматриваемой схеме поступают синхронно в последовательном коде, младшим разрядом вперед в вычислитель, и из него разность также в последовательном обратном двоичном коде младшим разрядом вперед поступает в дешифратор.

Одновременно с выходом старшего разряда разности $A - B$ из вычитателя и поступлением его в схему n_1, в схему запрета *1* и в триггер T_n от устройства управления *УУ* поступает импульс, который подается на второй вход схем $И_1$ и на вход схемы запрета *1*. Если в стар-

шем разряде разности находился код единицы, то на выходе схемы $И$ будет импульс, а на выходе схемы запрета *1* импульса не будет. Если в старшем разряде разности находится код нуля, то, наоборот, на выходе схемы $И_1$ импульса не будет, но будет импульс на выходе схемы запрета *1*. Как видим, в зависимости от наличия единицы или нуля в старшем разряде вырабатывается импульс либо в верхней, либо в нижней ветви схемы и этим обеспечивается выдача управляющего сигнала на вход усилителя, чтобы в первом случае обеспечить вращение следящего вала по часовой стрелке, а во втором — против часовой стрелки.

Импульс с выхода схемы запрета *1* в случае наличия в старшем разряде разности кода нуля поступает на входы схем $И_3 \div И_6$. Одновременно на другие входы этих схем записываются коды n — 1 третьего, второго и первого разрядов разности с выходов триггеров T_{n-1}, T_3, T_2, T_1 соответственно. Если код данного разряда — единица, а код старшего разряда — нуль, то на выходе схем совпадения появятся импульсы, а на исполнительный двигатель поступит такой управляющий сигнал, который обеспечит вращение следящего вала против часовой стрелки.

Рассмотрим работу верхней ветви схемы. Импульс, выработанный схемой $И_1$, поступает на вход схемы совпадения $И_2$ и на вход схем запрета *3*, *4*, *5*. На другие входы схем запрета поступают соответственно сигналы с триггера T_3, T_2, T_1 регистра. Если код данного разряда — нуль, а код старшего разряда разности — единица, то на выходе соответствующей схемы запрета появится импульс, который обеспечит отработку рассогласования по часовой стрелке.

В системе обеспечивается пропорциональная отработка разности A — B, лежащей в пределах трех младших разрядов. В случае наличия большего рассогласования, т. е. появления кодов единиц в разрядах старше третьего, исполнительный двигатель должен с максимальной скоростью уменьшать это рассогласование до величины первых трех разрядов. Это осуществляется следующим образом.

При поразрядном поступлении разности в линии задержки она, проходя через триггер $T_{и-1}$, попадает на один из входов схемы $И_3$. После прохождения первых трех разрядов на схему $И_3$ от *УУ* приходит списывающий импульс, который очищает эту ячейку. На выход этот импульс не проходит, так как на второй вход схемы $И_3$ импульс от схемы запрета *1* не поступал. При записи на схему $И_3$ последующих разрядов списывающие импульсы на нее не поступают. Если хотя бы в одном из последующих разрядов разности содержалась единица, то она запишется в схему $И_3$ и будет храниться в ней, пока не придет списывающий импульс. После того как с триггера T_{n-1} регистра на первый вход схемы $И_3$ поступит предпоследний разряд разности, а со схемы запрета *1* — импульс знака отработки против часовой стрелки, устройство управления *УУ* выработает списывающий импульс на схему $И_3$, а последняя вырабатывает сигнал на выход.

Определение необходимости отработки по часовой стрелке разности, превышающей величину первых трех разрядов, осуществляется схемой $И_2$ и схемой запрета *2*, так как в этом случае приходится инвер-

тировать код последующих разрядов. Для этого на вход схемы запрета *2* одновременно с последующими разрядами разности, поступающими на вход запрета с выхода триггера T^1_{n-1}, подаются импульсы от *УУ*. Если код хотя бы одного разряда из последующих сверхпервых трех разрядов будет нуль, то на выходе схемы запрета *2* появится импульс, который запишется в схему $И_2$. Если в старшем разряде разности будет единица, то на второй вход схемы $И_2$ также поступит импульс. В этом случае после прихода от устройства управления списывающего импульса будет выработан сигнал на выход.

Выработанные сигналы должны суммироваться в зависимости от значения единицы двоичного разряда. Это можно осуществить, например, на магнитном каскаде, имеющем четыре пары входных обмоток так, что числа витков этих обмоток пропорциональны, т. е.

$$W_4 = 2W_3 = 4W_2 = 8W_1,$$

где W_1 — число витков обмотки, на которую поступает сигнал разряда *1*; W_2 — число витков обмотки, на которую поступает сигнал разряда *2*, и т. д.

Выходы нижней ветви схемы, чтобы обеспечить реверсивное управление исполнительным двигателем, присоединяются к обмоткам в противофазе по сравнению с присоединением выходов верхней ветви к своим обмоткам.

Входной сигнал с магнитного каскада будет пропорционален величине рассогласования и учитывает знак отработки. Этот сигнал усиливается и поступает на исполнительный двигатель для отработки.

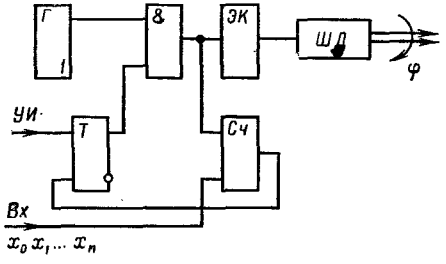


Рис. 9.16. Структурная схема преобразователя с шаговым двигателем

Схемы с шаговым двигателем. Шаговые двигатели находят широкое применение в схемах цифро-аналоговых преобразователей, осуществляющих преобразование цифрового кода в угол поворота. Это объясняется сравнительной простотой схемы ввиду отсутствия цепей обратной связи и промежуточных преобразований импульсного кода в непрерывное напряжение, а также высокими динамическими характеристиками выпускаемых нашей промышленностью шаговых двигателей.

Шаговые двигатели предназначаются для преобразования электрических импульсов в угловые перемещения. Схема цифро-аналогового преобразователя на шаговом двигателе (рис. 9.16) в силу этого включает в себя и устройство преобразования цифрового кода в последовательность импульсов (унитарный код). Ее работа сводится к следующему. Перед началом цикла преобразования двоичный код числа $x_n x_{n-1} \ldots x_0$ вводится в вычитающий счетчик *Сч*. Затем подачей управляющего им-

пульса *УИ* на вход триггера *Т* последний перебрасывается и открывает схему *И*. Через эту схему *И* от генератора *Г* калиброванные по длительности и частоте импульсы начинают поступать одновременно в вычитающий счетчик *Сч* и через электронный коммутатор *ЭК* на шаговый двигатель *ШД*. Каждый поступающий на вход счетчика *Сч* импульс уменьшает находящееся в нем число на единицу. Как только число импульсов, поступившее в счетчик *Сч*, окажется равным числу, находящемуся в счетчике *Сч*, в последнем вырабатывается импульс, возвращающий триггер *Т* в исходное состояние. Этим самым схема *И* закрывается и прохождение через нее импульсов прекращается. Количество импульсов, поступивших на вход счетчика, равно числу импульсов, поступивших на шаговый двигатель *ШД*.

Следовательно,

$$\varphi = \Delta\varphi N,$$

где φ — полный угол поворота ротора шагового двигателя; $\Delta\varphi$ — единичный угол поворота (шаг) ротора шагового двигателя под воздействием одного импульса; N — количество импульсов, поступивших на шаговый двигатель:

$$N = k_1 X = k_1 \sum_{i=0}^{n} x_i \cdot 2^i,$$

X — преобразуемое число; k — коэффициент пропорциональности.

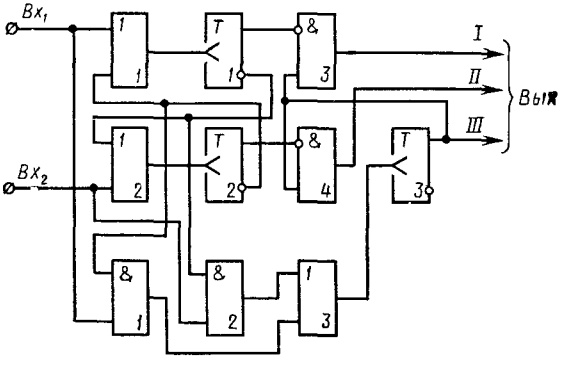


Рис. 9.17. Схема шестикратного реверсивного коммутатора

Если диапазон изменения преобразуемого двоичного числа известен и максимальному преобразуемому числу X_{max} соответствует N_{max} импульсов унитарного кода, то максимальный угол поворота ротора шагового двигателя $\varphi_{max} = \Delta\varphi N_{max}$
может превысить 360°. В этом случае выходной вал преобразователя должен соединяться с валом ротора *ШД* с помощью редуктора так, чтобы максимальный угол поворота выходного вала преобразователя не превышал 360°.

Если преобразователь предназначен для преобразования последовательности чисел, вырабатываемых цифровой управляющей машиной,

то в счетчик должна заводиться разность между поступающим и предыдущим числами. В противном случае результат преобразования будет искажен.

Электронный коммутатор предназначен для приема унитарного кода и распределения сигналов по управляющим обмоткам. Схема коммутатора зависит от числа фаз *ШД* и последовательности их включения.

В качестве примера рассмотрим схему шеститактного реверсивного коммутатора, изображенную на рис. 9.17. Она состоит из триггеров T_1, T_2, T_3, схем $И_1$ и $И_2$, схем *НЕ* — $И_3$ и *НЕ* — $И_4$ и трех схем *ИЛИ*. Один из входов управляет двигателем в одном направлении, другой — в противоположном.

Рассмотрим работу схем при поступлении импульсной последовательности на $Вх_1$. Схема срабатывает от положительных импульсов. В исходном состоянии на прямом выходе триггера T_1 имеется низкий потенциал, на обратном выходе триггера T_2 — высокий, на выходе триггера T_3 — также высокий. С приходом первого импульса триггер T_1 перебрасывается и на его обратном выходе потенциал возрастает. В результате этого на вход триггера T_2 через схему $ИЛИ_2$ поступает положительный импульс, перебрасывающий триггер T_2. Потенциал на обратном выходе триггера T_2 при этом понижается, что приводит к образованию отрицательного импульса на входе схемы $И_1$. Длительность импульсов, поступающих на $Вх_1$ и одновременно на управляющий вход схемы $И_1$, выбирается такой, чтобы обеспечить открытие схемы $И_1$ на время срабатывания триггеров T_1 и T_2. Тогда вследствие поступления на вход схемы $И_1$ отрицательного импульса с обратного выхода триггера T_2 на выходе схемы $И_1$ появляется сигнал, перебрасывающий триггер T_3.

Рассмотренный процесс приводит к образованию на прямом выходе триггера T_1 низкого потенциала, а на прямом выходе триггера T_2 — высокого. Состояния триггеров будут характеризоваться числом 100. Поступление второго импульса приведет к перебрасыванию триггера T_1, но триггеры T_2 и T_3 останутся в прежнем состоянии. Новым состоянием триггеров будет 000. Поступление третьего импульса приведет к новому перебросу триггера T_1, но из-за повышения потенциала на его обратном выходе сработает триггер T_2, который через схему $ИЛИ_1$ возвращает триггер T_1 в исходное состояние. Триггер T_3 остается в исходном состоянии, так как в цепи обратной связи образуется положительный импульс, а схема $И_1$ срабатывает от отрицательного импульса. Состояние триггеров будет соответствовать числу 010. При поступлении последующих импульсов триггеры будут принимать состояния 101, 001, 011 и т. д.

Сигналы с выходов триггеров T_1 и T_2 поступают на входы схем запрета, на которые также поступают сигналы с триггера T_3. Эти схемы реализуют логические операции: $Вых.T_1\ (T_2) \cdot \overline{Вых.T_3} + \overline{Вых.T_1\ (T_2)} \times$ $\times\ Вых.T_3$. Сигналы с выходных шин *I*, *II*, *III* через усилители поступают на соответствующие секции шагового двигателя.

Выбор типа шагового двигателя при проектировании преобразователя основывается как на соблюдении требуемых точности и быстродействия, так и на удовлетворении мощностных характеристик.

Приложение

Кодирование информации согласно ГОСТ 10859—64

№ п.п.	Двоичный код символа	Наименование символа	Символы	Код перфокарт	Символы АЦПУ*	Символы ПМ** УПДК*** УПДЛ****
1	0000000	Нуль	0	0	0	0
2	0000001	Единица	1	1	1	1
3	0000010	Двойка	2	2	2	2
4	0000011	Тройка	3	3	3	3
5	0000100	Четверка	4	4	4	4
6	0000101	Пятерка	5	5	5	5
7	0000110	Шестерка	6	6	6	6
8	0000111	Семерка	7	7	7	7
9	0001000	Восьмерка	8	8	8	8
10	0001001	Девятка	9	9	9	9
11	0001010	Плюс	+	0—2—8	+	+
12	0001011	Минус	—	0—3—8	—	—
13	0001100	Дробная черта	/	0—4—8	/	/
14	0001101	Запятая	,	0—5—8	,	,
15	0001110	Точка	.	0—6—8	.	.
16	0001111	Пробел	_	0—7—8	Пробел	Пробел
17	0010000	Основание десятичной системы счисления	10	12	10	10
18	0010001	Стрелка вверх	↑	12—0—1	↑	↑
19	0010010	Круглая скобка левая	(	12—0—2	(	(
20	0010011	Круглая скобка правая	)	12—0—3	)	)
21	0010100	Умножение	×	12—0—4	×	×
22	0010101	Равно	=	12—0—5	=	=
23	0010110	Точка с запятой	;	12—0—6	;	;
24	0010111	Квадратная скобка левая	[	12—0—7	[	[
25	0011000	Квадратная скобка правая	]	12—0—8	]	]
26	0011001	Звездочка	*	12—0—9	*	*
27	0011010	Открывающая кавычка	‘	12—2—8	‘	‘
28	0011011	Закрывающая кавычка	’	12—3—8	’	’
29	0011100	Не равно	≠	12—4—8	≠	≠
30	6011101	Меньше	<	12—5—8	<	<
31	0011110	Больше	>	12—6—8	>	>
32	0011111	Двоеточие	:	12—7—8	:	:
33	0100000	Прописные буквы русского алфавита	*А*	11	*А*	*А*
34	0100001		*Б*	11—0—1	*Б*	*Б*
35	0100010		*В*	11—0—2	*В*	*В*
36	0100011		*Г*	11—0—3	*Г*	*Г*
37	0100100		*Д*	11—0—4	*Д*	*Д*
38	0100101		*Е*	11—0—5	*Е*	*Е*
39	0100110		*Ж*	11—0—6	*Ж*	*Ж*
40	0100111		*З*	11—0—7	*З*	*З*
41	0101000		*И*	11—0—8	*И*	*И*
42	0101001		*Й*	11—0—9	*Й*	*Й*
43	0101010		*К*	11—2—8	*К*	*К*

Продолжение приложения

№ п.п.	Двоичный код символа	Наименование символов	Символы	Код перфокарт	Символы АЦПУ*	Символы ПМ** УПДК*** УПДЛ****
44	0101011		*Л*	11—3—8	*Л*	*Л*
45	0101100		*М*	11—4—8	*М*	*М*
46	0101101		*Н*	11—5—8	*Н*	*Н*
47	0101110		*О*	11—6—8	*О*	*О*
48	0101111		*П*	11—7—8	*П*	*П*
49	0110000		*Р*	12—11—0	*Р*	*Р*
50	0110001		*С*	12—11—1	*С*	*С*
51	0110010		*Т*	12—11—2	*Т*	*Т*
52	0110011		*У*	12—11—3	*У*	*У*
53	0110100	Прописные буквы	*Ф*	12—11—4	*Ф*	*Ф*
54	0110101	русского алфавита	*Х*	12—11—5	*Х*	*Х*
55	0110110		*Ц*	12—11—6	*Ц*	*Ц*
56	0110111		*Ч*	12—11—7	*Ч*	*Ч*
57	0111000		*Ш*	12—11—8	*Ш*	*Ш*
58	0111001		*Щ*	12—11—9	*Щ*	*Щ*
59	0111010		*Ы*	12—11—0—2—8	*Ы*	*Ы*
60	0111011		*Ь*	12—11—0—3—8	*Ь*	*Ь*
61	0111100		*Э*	12—11—0—4—8	*Э*	*Э*
62	0111101		*Ю*	12—11—0—5—8	*Ю*	*Ю*
63	0111110		*Я*	12—11—0—6—8	*Я*	*Я*
64	1111111	Исправление или выделение		12—11—0—3—7—3—9		
65	0111111		*D*	12—11—0—7—8	*D*	*D*
66	1000000		*F*	0—3—9	*F*	*F*
67	1000001		*G*	1—3—9	*G*	*G*
68	1000010		*I*	2—3—9	*I*	*I*
69	1000011		*J*	0—1—2—3—9	*J*	*J*
70	1000100		*L*	3—4—9	*L*	*L*
71	1000101	Прописные буквы	*N*	3—5—9	*N*	*N*
72	1000110	латинского алфа-	*Q*	3—6—9	*Q*	*Q*
73	1000111	вита	*R*	3—7—9	*R*	*R*
74	1001000		*S*	3—8—9	*S*	*S*
75	1001001		*U*	0—1—3—8—9	*U*	*U*
76	1001010		*V*	0—2—3—8—9	*V*	*V*
77	1001011		*W*	1—2—3—8—9	*W*	*W*
78	1001100		*Z*	0—3—4—8—9	*Z*	*Z*
79	1001101	Надчеркивание	—	0—3—5—8—9	—	—
80	1001110	Меньше равно	⩽	0—3—6—8—9		⩽
81	1001111	Больше равно	⩾	0—3—7—8—9		⩾
82	1010000	Логическое «ИЛИ»	∨	12—3—9		∨
83	1010001	Логическое «И»	∧	12—0—1—3—9		∧
84	1010010	Импликация	⊃	12—0—2—3—9		⊃
85	1010011	Логическое «НЕТ»	¬	12—1—2—3—9		¬
86	1010100	Знак промежутка	÷	12—0—3—4—9		÷
87	1010101	Тождество	≡	12—0—3—5—9		≡
88	1010110	Процент	%	12—0—3—6—9		
89	1010111	Ромбик	◊	12—0—3—7—9		◊
90	1011000	Вертикальная черта	|	12—0—3—8—9		|
91	1011001	Горизонтальная черта	—	12—1—3—8—9		—
92	1011010	Подчеркивание	—	12—2—3—8—9		—

Продолжение приложения

№ п. п.	Двоичный код символа	Наименование символов	Символы	Код перфокарт	Символы АЦПУ*	Символы ПМ**, УПДК***, УПДЛ****
93	1011011	Восклицательный знак	!	12—0—1—2—3—8		!
94	1011100	Кавычки прямые	»	12—3—4—8—9		
95	1011101	Твердый знак	Ъ	12—3—5—8—9		
96	1011110	Градус	°	12—3—6—8—9		
97	1011111	Апостроф	'	12—3—7—8—9		
98	1100000	Стрелка влево	←	11—3—9		
99	1100001	Стрелка вправо	→	11—0—1—3—9		
100	1100010	Вопросительный знак	?	11—0—2—3—8		
101	1100011	Стрелка вниз	↓	11—1—2—3—9		
102	1100100	Знак диаметра	∅	11—0—3—4—9		
103	1100101	Плюс минус	±	11—0—3—5—9		
104	1100110	Знак чистоты обработки	▽	11—0—3—6—9		
105	1100111			11—0—3—7—9		
106	1101000			11—0—3—8—9		
107	1101001			11—2—3—8—9		
108	1101010			11—2—3—8—9		
109	1101011			11—0—1—2—3—8—9		
110	1101100			11—3—4—8—9		
111	1101101			11—3—5—8—9		
112	1101110			11—3—6—8—9		
113	1101111			11—3—7—8—9		
114	1110000			12—11—0—3—9		
115	1110001			12—11—1—3—9		
116	1110010			12—11—2—3—9		
117	1110011			12—11—0—1—2—3—9		
118	1110100			12—11—3—4—9		
119	1110101			12—11—3—5—9		
120	1110110			12—11—3—6—9		
121	1110111			12—11—3—7—9		
122	1111000			12—11—3—8—9		
123	1111001			12—11—0—1—3—8—9		
124	1111010			12—11—0—2—3—8—9		черный цвет
125	1111011			12—11—1—2—3—8—9		красный цвет
126	1111100			12—11—0—3—4—8—9		Возврат каретки
127	1111101			12—11—0—3—5—8—9		Перевод строки
128	1111110			12—11—0—3—6—8—9		—

* АЦПУ — алфавитно-цифровое печатающее устройство.
** ПМ — пишущая машинка.
*** УПДК — устройство подготовки данных на перфокартах.
**** УПДЛ — устройство подготовки данных на перфоленте.

ЛИТЕРАТУРА

Алехин В. Н. Функциональные преобразователи напряжение — код. «Высшая школа», 1971.

Анисимов Б. В., Четвериков В. Н. Преобразование информации для ЭЦВМ. «Высшая школа», 1968.

Анисимов Б. В., Четвериков В. Н. Основы теории проектирования цифровых вычислительных машин. «Машиностроение», 1970.

Блох Э. Л., Попов О. В., Гурин В. Я. Модели источника ошибок в каналах передачи цифровой информации. «Связь», 1971.

Бородин Л. Ф. Введение в теорию помехоустойчивого кодирования. «Советское радио», 1968.

Галлагер Р. Дж. Коды с малой плотностью проверок на четность. «Мир», 1966.

Гуров В. С. и др. Основы передачи данных по проводным каналам связи. «Связь», 1964.

Дивногорцев В. Г., Караченцева Н. Я., Яшин В. М. Передача данных в сетях вычислительных центров. «Наука и техника», 1971.

Колесник В. Д., Мирончиков Е. Т. Декодирование циклических кодов. «Связь», 1968.

Куликов С. В. и др. Дискретные преобразователи сигналов на транзисторах. «Энергия», 1972.

Мизин И. А., Уринсон Л. С., Храмешин Г. К. Передача информации в сетях с коммутацией сообщений. «Связь», 1972.

Назаров М. В., Кувшинов Б. И., Попов О. В. Теория передачи сигналов. «Связь», 1970.

Новиков В. В. и др. Основы телеграфии и телеграфные станции. «Связь», 1970.

Овчинников В. Н. Устройства автоматического обмена информацией. «Энергия», 1971.

Общеотраслевые руководящие методические материалы по АСУП. Изд. Госкомитета Совета Министров БССР по печати, 1972.

Питерсон У. У. Коды, исправляющие ошибки. «Мир», 1964.

Смолов В. Б. и др. Универсальные электронные преобразователи информации. «Машиностроение», 1971.

Полупроводниковые кодирующие и декодирующие преобразователи напряжения. Под ред. Смолова В. Б. и Смирнова Н. А. «Энергия», 1967.

Савета Н. Н. Устройства ввода и вывода информации универсальных ЭЦВМ. «Машиностроение», 1971.

Статистика ошибок при передаче цифровой информации. Сб. переводов под ред. Самойленко С. И. «Мир», 1966.

Супрун Б. А. Первичные коды. «Связь», 1970.

Темников Ф. Е., Афонин В. А., Дмитриев В. И. Теоретические основы информационной техники. «Энергия», 1971.

Техническое описание аппаратуры передачи данных Аккорд-1200.

Техническое описание машины ЕС ЭВМ-1020.

Техническое описание машины БЭСМ-6.

Технческое описание машины Минск-32.

Техническое описание телеграфного аппарата РТА-6.

Удалов А. П., Супрун Б. А. Избыточное кодирование при передаче информации двоичными кодами. «Связь», 1964.

Усков Н. Ф. и др. Вычислительные клавишные и перфорирующие машины. «Статистика», 1965.

Финк Л. Н. Теория передачи дискретных сообщений. «Советское радио», 1970.

Харкевич А. А. Борьба с помехами. «Наука», 1965.

Шастова Г. А. Кодирование и помехоустойчивость передачи телемеханической информации. «Энергия», 1966.

Шеннон К. Работы по теории информации и кибернетике. И. Л., 1963.

Юргенсон Р. И. Помехоустойчивость цифровых систем передачи телемеханической информации. «Энергия», 1971.

Стр.

Предисловие 3

Глава 1. Информация и ее мера 5

§ 1.1. Форма представления информации 5
§ 1.2. Квантование и кодирование 8
§ 1.3. Количество информации 18
§ 1.4. Энтропия непрерывного процесса 24
§ 1.5. ε-Энтропия дифференцируемых функций 26

Глава 2. Каналы и системы связи 32

§ 2.1. Основные определения. 32
§ 2.2. Модуляция и демодуляция 34
§ 2.3. Помехи 43
§ 2.4. Пропускная способность канала связи 44
§ 2.5. Структура и способы организации информационных сетей связи 47

Глава 3. Коды и коррекция ошибок 52

§ 3.1. Телеграфные коды 52
§ 3.2. Коды, применяемые для ввода информации в ЦВМ . . 55
§ 3.3. Основные сведения о корректирующих кодах 60
§ 3.4. Систематические коды 69
§ 3.5. Циклические коды 74
§ 3.6. Непрерывные коды 83

Глава 4. Декодирование дискретных сигналов с избыточностью 87

§ 4.1. Прием в целом и посимвольный метод приема 87
§ 4.2. Оценка помехоустойчивости приема в целом 91
§ 4.3. Метод Вагнера и прием по наиболее надежным символам . 92
§ 4.4. Прием со стиранием 94
§ 4.5. Вероятностное декодирование групповых кодов 95
§ 4.6. Вероятностно-алгебраический метод обнаружения ошибок 99

Глава 5. Системы передачи с обратным каналом 101

§ 5.1. Системы с информационной обратной связью 102
§ 5.2. Системы с решающей обратной связью при безызбыточном кодировании 106
§ 5.3. Системы с блокировкой 109
§ 5.4. Системы с адресным повторением 112
§ 5.5. Системы с комбинированной обратной связью 114
§ 5.6. Аппаратура передачи данных 118

Глава 6. Подготовка входных машинных документов 126

§ 6.1. Перфокарты и перфоленты 127
§ 6.2. Перфораторы 134
§ 6.3. Устройства считывания 148
§ 6.4. Пишущая машинка 150
§ 6.5. Устройства подготовки данных 156
§ 6.6. Автоматизация подготовки машинных документов 161
§ 6.7. Телеграфные аппараты 165
§ 6.8. Регистраторы производства 171

Глава 7. Системы и устройства обмена 177

§ 7.1. Система обмена вычислительных машин первого поколения 177
§ 7.2. Система обмена вычислительных машин второго поколения 178

Стр.

§ 7.3. Система обмена вычислительных машин третьего поколения 181
§ 7.4. Общие принципы прерывания программ 183
§ 7.5. Логическая структура систем с распределением времени . 187
§ 7.6. Мультиплексный и селекторный каналы 189
§ 7.7. Ввод информации с перфолент и перфокарт 191
§ 7.8. Вывод информации на перфоленты и перфокарты 200
§ 7.9. Вывод знаковой информации 208
§ 7.10. Мультиплексор передачи данных 215

Глава 8. **Аналого-цифровое преобразование** 221

§ 8.1. Погрешности преобразователей 222
§ 8.2. Преобразователи с одноразрядной шкалой 223
§ 8.3. Многоразрядные преобразователи 224
§ 8.4. Матричное кодирование 237
§ 8.5. Преобразование с переходом к временному интервалу . . 239
§ 8.6. Многоотсчетные преобразователи 252
§ 8.7. Способы считывания 256
§ 8.8. Использование оптических решеток 271
§ 8.9. Преобразователи напряжения время-импульсного типа . . 277
§ 8.10. Преобразователи с эталонными уровнями 285
§ 8.11. Преобразователи с обратной связью 288
§ 8.12. Преобразователи на электроннолучевой трубке 290

Глава 9. **Цифро-аналоговое преобразование** 292

§ 9.1. Схемы с весовыми источниками питания 292
§ 9.2. Схемы с весовыми сопротивлениями 294
§ 9.3. Схемы с усилителем постоянного тока 299
§ 9.4. Схемы с суммированием токов 301
§ 9.5. Схемы на сопротивлениях двух номиналов 303
§ 9.6. Преобразование последовательных двоичных кодов в напряжение 307
§ 9.7. Преобразование цифрового кода в угол поворота 308

Приложение 315

Литература 318

Четвериков Владимир Николаевич

ПРЕОБРАЗОВАНИЕ
И ПЕРЕДАЧА ИНФОРМАЦИИ
В АСУ

Редактор Л. П. Андрианова
Художник В. З. Казакевич
Художественный редактор Н.К. Гуторов
Технический редактор А. К. Нестерова
Корректор Г. И. Кострикова

Т-12975 Сдано в набор 14/III—74 г. Подп. к печати 23/IX—74 г.
Формат 60×90¹/₁₆ Бум. тип. № 2 Объем 20 печ. л. Усл. п. л. 20 Уч-изд. л. 20.50
Изд. № Стд-200 Тираж 38 000 экз. Цена 88 коп. Зак. 744
План выпуска литературы для вузов и техникумов издательства «Высшая школа» на 1974 г. Позиция 127
Москва, К-51, Неглинная ул., д. 29/14,
Издательство «Высшая школа»

Московская типография № 4 Союзполиграфпрома
при Государственном Комитете Совета Министров СССР
по делам издательств, полиграфии и книжной торговли
Москва И-41, Б. Переяславская, 46.

88 коп.

ИЗДАТЕЛЬСТВО «ВЫСШАЯ ШКОЛА»
МОСКВА
1974 ГОД

ПРЕОБРАЗОВАНИЕ И ПЕРЕДАЧА ИНФОРМАЦИИ В АСУ

83 коп.

ИЗДАТЕЛЬСТВО МОСКВА ВЫСШАЯ ШКОЛА
1974 ГОД